

ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΚΡΗΤΗΣ
ΣΧΟΛΗ ΘΕΤΙΚΩΝ ΕΠΙΣΤΗΜΩΝ
ΤΜΗΜΑ ΕΠΙΣΤΗΜΗΣ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

**Σχεδίαση Εκπομπής Δεδομένων Οργανωμένων
σε Ομάδες με Κοινά Αντικείμενα**

Δημήτρης Κ. Τρυπάκης

Μεταπτυχιακή Εργασία

Ηράκλειο, Μάρτιος 1999

ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΚΡΗΤΗΣ
ΣΧΟΛΗ ΘΕΤΙΚΩΝ ΕΠΙΣΤΗΜΩΝ
ΤΜΗΜΑ ΕΠΙΣΤΗΜΗΣ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

**Σχεδίαση Εκπομπής Δεδομένων Οργανωμένων σε Ομάδες με Κοινά
Αντικείμενα**

Εργασία που υποβλήθηκε από τον
Δημήτριο Κ. Τρυπάκη
ως μερική εκπλήρωση των απαιτήσεων
για την απόκτηση
Μεταπτυχιακού Διπλώματος Ειδίκευσης

Συγγραφέας :

Δημήτριος Κ. Τρυπάκης
Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών

Εισηγητική Επιτροπή :

Απόστολος Τραγανίτης, Αναπληρωτής Καθηγητής, Επόπτης

Δημήτριος Σερπάνος, Επίκουρος Καθηγητής, Μέλος

Γεώργιος Γεωργακόπουλος, Επίκουρος Καθηγητής, Μέλος

Δεκτή :

Πάνος Κωσταντόπουλος, Καθηγητής,
Πρόεδρος Επιτροπής Μεταπτυχιακών Σπουδών

Ηράκλειο, Μάρτιος 1999

Σχεδίαση Εκπομπής Δεδομένων Οργανωμένων σε Ομάδες με Κοινά Αντικείμενα

Δημήτρης Κ. Τρυπάκης

Μεταπτυχιακή Εργασία

Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών
Πανεπιστήμιο Κρήτης

1. ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Η εκπομπή δεδομένων αρμόζει σε εφαρμογές διασποράς πληροφορίας προς μεγάλη κοινότητα χρηστών και συνήθως συνεπάγεται τη μικρή ή ανύπαρκτη δυνατότητα επικοινωνίας αυτών με τον εξυπηρέτη (server). Σκοπός της σχεδίασης του σχήματος εκπομπής είναι η ελαχιστοποίηση της μέσης αναμονής του πληθυσμού. Στην εργασία αυτή η πληροφορία θεωρείται οργανωμένη σε προκαθορισμένες ομάδες αντικειμένων. Η τυποποίηση αυτή έχει πλεονεκτήματα, εφ' όσον οι ομάδες περιέχουν κοινά αντικείμενα σε κάποιο ποσοστό. Για την τυποποίηση αυτή, παρέχεται ένας αλγόριθμος σχεδίασης του σχήματος εκπομπής καθώς και αποτελέσματα από τις αντίστοιχες εξομοιώσεις. Επίσης εξετάζεται το σενάριο της περιοδικής απαγόρευσης της εκπομπής, θεωρώντας ότι έχουμε στη διάθεσή μας ένα τμήμα της περιόδου μετάδοσης. Αυτό θα μπορούσε να συμβαίνει σε σύστημα εκπομπής οργανωμένο σε δίσκους (broadcast disks). Για όλα τα παραπάνω γίνεται σύγκριση με τον αλγόριθμο *ripWL-0.5*, ο οποίος για ομάδες μηδενικής επικάλυψης έχει σχεδόν βέλτιστη επίδοση. Στις μετρήσεις χρησιμοποιούμε μία παραλλαγή του *ripWL-0.5*, η οποία τον προσαρμόζει στον καινούριο τρόπο οργάνωσης των δεδομένων. Για ομάδες με μη-αμελητέα επικάλυψη ο αλγόριθμός μας συμπεριφέρεται καλύτερα από τους ήδη υπάρχοντες αλγόριθμους σχεδίασης εκπομπής.

Επόπτης : Απόστολος Τραγανίτης
Αναπληρωτής Καθηγητής Επιστήμης Υπολογιστών
Πανεπιστήμιο Κρήτης

Push-Based Broadcast Scheduling for Groups with Common Items

Dimitris K. Tripakis

Master Thesis

Computer Science Department
University of Crete

2. ABSTRACT

Broadcast data delivery is encountered in many applications where there is a need to disseminate information to a large user population, with little (pull-based) or no (push-based) uplink capability. The scheduling objective is to arrange the broadcast so that the overall average population delay is minimized. In this work we consider the case where the users are in need of groups of items, rather than single items. The former arrangement is advantageous, provided that the groups are overlapped to some extent, that is they contain common items. For this data format we provide a scheduling algorithm and simulation results. The case of the periodic prohibition of the transmission, eg in a broadcast disk-like environment, is also considered. Comparison is held versus the *pipWL-0.5* algorithm, which provides near-optimal results for disjoint groups. We use a slight modification of the *pipWL* algorithm, in order for it to comply better with the new data arrangement. For non-disjoint groups, our algorithm performs better than other scheduling algorithms.

Supervisor : Apostolos Traganitis
Associate Professor of Computer Science
University of Crete

Ευχαριστίες

Ευχαριστώ τους γονείς μου για την έμπρακτη αγάπη και υποστήριξή τους, όχι μόνο κατά τη διάρκεια της εκπόνησης αυτής της εργασίας.

Επίσης τους φίλους Αντώνη, Βαγγέλη και Σταυρούλα για την συμπαράστασή τους στη προσπάθειά μου αυτή καθώς και για τη συμβολή τους στην όμορφη ατμόσφαιρα που επικρατούσε πάντα στο χώρο εργασίας.

Μεγάλο ευχαριστώ στον Παντελή, για τις αμέτρητες ώρες και ξενύχτια που περάσαμε μαζί.

Επίσης ευχαριστώ τα μέλη της Επιτροπής για το ενδιαφέρον που έδειξαν για την εργασία αυτή και τη συμβολή τους γενικότερα.

Πάνω απ' όλα νιώθω ιδιαίτερα υπόχρεος απέναντι στον κ. Τραγανίτη, ο οποίος με την εμπιστοσύνη, τη φιλική στάση και το χιούμορ του έκανε τη μακρόχρονη συνεργασία μας δημιουργική και ευχάριστη.

Περιεχόμενα

Κεφάλαιο 1 : Το μοντέλο εκπομπής δεδομένων	8
1. Η θέση της εκπομπής δεδομένων στο σημερινό κόσμο	8
2. Περιγραφή του υπό εξέταση συστήματος	9
Επιλογές μετάδοσης δεδομένων	9
Προδιαγραφές μετάδοσης	11
3. Περιγραφή του προβλήματος	12
Το βασικό πρόβλημα	12
Εύρεση δημοτικότητας	12
Επεκτείνοντας τις δυνατότητες του συστήματος	13
4. Σύνοψη	13
Κεφάλαιο 2 : Προηγούμενες εργασίες	14
1. Σχήμα εκπομπής με ισομεγέθη αντικείμενα	14
Θεωρητικό υπόβαθρο	14
Σχεδίαση σχήματος εκπομπής πραγματικού χρόνου	17
Πειραματικά αποτελέσματα – επιδόσεις	18
2. Σχήμα εκπομπής με αντικείμενα μεταβλητού μεγέθους	19
Θεωρητικό υπόβαθρο	20
Σχεδίαση σχήματος εκπομπής πραγματικού χρόνου	21
Βελτίωση του υπολογιστικού κόστους	22
Πειραματικά αποτελέσματα – επιδόσεις	23
3. Συμπεράσματα	25
Κεφάλαιο 3 : Ομάδες αντικειμένων	26
1. Το σύστημα ομάδων	26
Η ανάγκη για πληροφορία οργανωμένη σε ομάδες	26
Ανεπάρκεια των προηγούμενων μεθόδων	26
Συμπεράσματα και Προδιαγραφές	28
2. Η ανάγκη μετατροπής του TΔΠ-MM-0.5	29
Μετατροπή του TΔΠ-MM-0.5	30
3. Ο αλγόριθμος groupMAD	33
Δεδομένα	33
Παράγοντες που χρησιμοποιούνται για την απόφαση	33
Η συνάρτηση-μετρική	34
Ο αλγόριθμος groupMAD	35
Μέτρηση ΜΣΑ	36
4. Πειραματικά αποτελέσματα	36
Κατανομές δεδομένων και άλλες συμβάσεις	36
Αποτελέσματα για επικαλύψεις τύπου 1(x)	37
Αποτελέσματα για επικαλύψεις τύπου 2(0 , x)	38
Αποτελέσματα για επικαλύψεις τύπου 3(0 , 0 , x)	38
Αποτελέσματα για επικαλύψεις τύπου 2(x , y)	39
Μεταβολή του πλήθους των ομάδων	39
Μεταβολή του μεγέθους των ομάδων	40

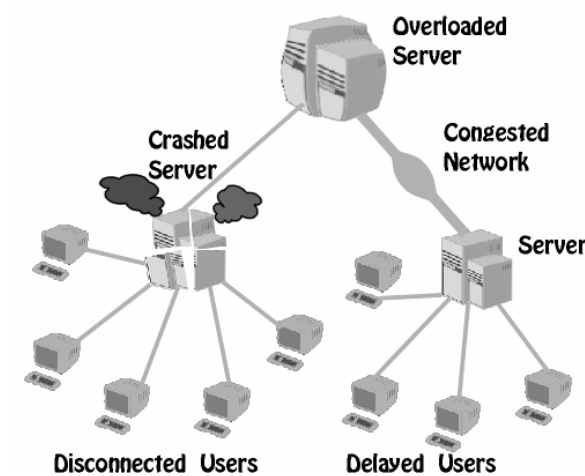
Μεταβολή του αριθμού των ομάδων	41
Φθίνουσα κατανομή μεγεθών	41
Ομοιόμορφη κατανομή δημοτικότητων	42
5. Πολυπλοκότητα του groupMAD	43
6. Συμπεράσματα	43
Κεφάλαιο 4 : Μέθοδοι Δεντρικής Αναζήτησης	45
1. Περιγραφή του βασικού αλγόριθμου Δεντρικής Αναζήτησης (<i>treeMAD</i>)	45
2. Ρυθμιζόμενη Δεντρική Αναζήτηση (<i>customMAD</i>)	47
3. Πειραματικά αποτελέσματα	48
Συμπεράσματα	50
Κεφάλαιο 5 : Διακοπτόμενη Εκπομπή	53
1. Περιγραφή του νέου περιβάλλοντος	53
2. Το πρόβλημα	53
3. Θεωρητική Ανάλυση	54
Περίπτωση 1η : $M < T$	55
Περίπτωση 2η : $M > T$	55
4. Πειραματικά Αποτελέσματα	55
5. Δίσκοι Εκπομπής	57
6. Συμπεράσματα	59
Παράρτημα : Κατανομές zipf I και zipf II	60
1. Κατανομή zipf I	60
2. Κατανομή zipf II	60
3. Γραφικές παραστάσεις	60
Βιβλιογραφία	61

3. Η θέση της εκπομπής δεδομένων στο σημερινό κόσμο

Η συνεχής εξέλιξη στις τεχνολογίες επικοινωνιών και δικτύων έχει οδηγήσει στην εμφάνιση πολλών και ποικίλων απαιτητικών εφαρμογών. Παράλληλα με την εξάπλωση αυτών και τον πολλαπλασιασμό των δυνατοτήτων που έχουν οι τελικοί χρήστες, έρχεται και μια πληθώρα προβλημάτων επεκτασιμότητας (scaling). Η προφανής αιτία των προβλημάτων αυτών είναι η ανεπάρκεια του δικτυακού σκελετού να υποστηρίξει τις σχετικές απαιτήσεις, καθώς οι εφαρμογές τείνουν πάντα να σπρώχνουν το διαθέσιμο υλικό στα όριά του (αυτό αναιρεί το επιχείρημα της ενίσχυσης του υλικού σαν λύση) και βέβαια όλο και περισσότεροι χρήστες επιθυμούν να έχουν στη διάθεσή τους τέτοιες εξελεγκμένες εφαρμογές.

Σε πολλές όμως περιπτώσεις, το πρόβλημα έχει ακόμη βαθύτερα αίτια : την ανεπάρκεια του *μηχανισμού* που χρησιμοποιείται σαν βάση για το «χτίσιμο» ορισμένων κατηγοριών από εφαρμογές. Κλασική περίπτωση μηχανισμού και ανεπάρκειας αυτού είναι για παράδειγμα ο συνδυασμός TCP/IP και HTML.

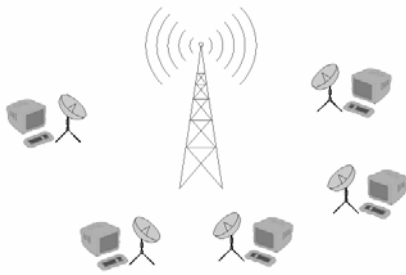
Η εκπομπή δεδομένων συναντάται σε πολλές εφαρμογές όπου χρειάζεται να διαχυθούν πληροφορίες προς ένα οσοδήποτε μεγάλο σύνολο χρηστών. Στην εργασία αυτή ο όρος «εκπομπή δεδομένων» θα σημαίνει την εξυπηρέτηση χρηστών με τρόπο ασύρματο και ασύμμετρο (wireless asymmetric communication). Η ασυμμετρία έγκειται στην δυσαναλογία ανάμεσα στο μεταδιδόμενο όγκο χρήσιμων πληροφοριών από το σύστημα προς τους χρήστες (downlink) και στη μικρή έως ανύπαρκτη επικοινωνία των χρηστών με το σύστημα (uplink).



Εικόνα 1-1 : Διάφορες περιπτώσεις αποτυχίας στο Internet, λόγω μαζικής χρήσης συγκεκριμένων πόρων.

Το κύριο πλεονέκτημα ενός τέτοιου μηχανισμού είναι ότι δεν επηρεάζεται από τον αριθμό των χρηστών που καλείται να εξυπηρετήσει. Μάλιστα, όπως θα δούμε και στα επόμενα κεφάλαια, ο αριθμός των χρηστών αυτός καθ' εαυτός δεν έχει καν θεωρητικό ενδιαφέρον στις σχετικές επιστημονικές αναλύσεις. Βασικό μειονέκτημα αποτελεί δε η μεταβίβαση της πρωτοβουλίας για μετάδοση δεδομένων

¹ Στο εξής οι έννοιες “data broadcasting”, “wireless information dissemination/distribution/delivery” καθώς και άλλες παρεμφερείς, θα αναφέρονται χάριν απλότητας με την ελληνική φράση «εκπομπή δεδομένων».



Εικόνα 1-2 : Σχηματική παράσταση του μοντέλου εκπομπής δεδομένων.

στο σύστημα, πράγμα που σημαίνει ότι εισάγουμε την ανεπιθύμητη προοπτική να μεταδίδονται δεδομένα διαφορετικά από αυτά που ο χρήστης επιθυμεί.

Εφαρμογές στις οποίες ταιριάζει περισσότερο ο μηχανισμός αυτός είναι συστήματα ενημέρωσης οδικού δικτύου (Advanced Traffic Information Systems – ATIS), ευρεία διάχυση ευμετάβλητης και χρονικά εξαρτώμενης πληροφορίας (χρηματιστήριο), δελτία καιρού και ειδήσεων καθώς και στρατιωτικές εφαρμογές με σκοπό

την αξιόπιστη και έγκαιρη ενημέρωση των μάχιμων μονάδων. Πολύ σημαντική είναι επίσης η ύπαρξη υπηρεσιών εκπομπής δεδομένων όπως το *PointCast* [20] και το *AirMedia* [19], το οποίο μάλιστα λειτουργεί αποκλειστικά με την λήψη δορυφορικού σήματος στο PC. Τέλος, πληθώρα άλλων εφαρμογών είναι πλέον διαθέσιμη [21], [22]. Παρατηρώντας τες, εξάγουμε τα κοινά τους χαρακτηριστικά, σαν μια κατά προσέγγιση περιγραφή της «ιδεώδους» εφαρμογής εκπομπής δεδομένων :

- Μεγάλος πληθυσμός χρηστών πρέπει να εξυπηρετηθεί.
- Υπάρχει εξαιρετικά μεγάλος βαθμός ομοιομορφίας όσον αφορά τα ενδιαφέροντά τους.
- Οι οντότητες προς μετάδοση είναι ικανοποιητικά μικρού μεγέθους η κάθε μία, αν και δεν ενοχλεί ο πιθανόν μεγάλος αριθμός τους.
- Η καινούρια πληροφορία καθιστά την παλιά άχρηστη. Για παράδειγμα, αφού λάβουμε το απογευματινό δελτίο καιρού, δεν έχει πλέον σημασία το αν λάβαμε και το πρωινό δελτίο, ή όχι .

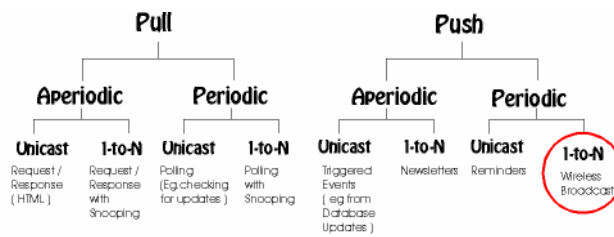
Μεγάλη υπήρξε στο παρελθόν η «διαμάχη» σχετικά με το αν η εκπομπή δεδομένων δικαιούται μια θέση στην σύγχρονη πραγματικότητα. Αιτία της διαμάχης αυτής υπήρξε σε μεγάλο βαθμό η σύγχυση όσον αφορά το που αρμόζει να χρησιμοποιηθεί η εκπομπή δεδομένων και που όχι [10]. Παρ' όλα αυτά, σήμερα είναι γενικώς παραδεκτό από την επιστημονική κοινότητα ότι υπάρχουν συγκεκριμένα προβλήματα για τα οποία αποτελεί την ενδεδειγμένη λύση.

4. Περιγραφή του υπό εξέταση συστήματος

Στη συνέχεια παρουσιάζουμε ένα μοντέλο εκπομπής δεδομένων, εντοπίζοντας τα βασικά του χαρακτηριστικά και τις λειτουργικές παραδοχές που θα ισχύσουν στο υπόλοιπο της εργασίας. Οι προδιαγραφές του μοντέλου αυτού είναι ουσιώδους σημασίας για τους αλγορίθμους που παρουσιάζονται στα επόμενα κεφάλαια.

Επιλογές μετάδοσης δεδομένων

Σχεδιάζοντας ένα σύστημα μετάδοσης δεδομένων, υπάρχουν πολλές αποφάσεις που πρέπει κανείς να πάρει. Αμέσως εξετάζουμε τις βασικές επιλογές :



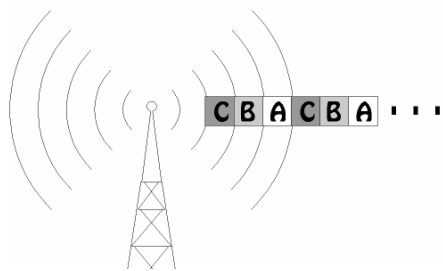
Εικόνα 1-3 : Όλοι οι δυνατοί συνδυασμοί επιλογών σχετικών με μετάδοση δεδομένων. Snooping, στις επιλογές 1-to-N, είναι η δυνατότητα κάποιων από τους N να λάβουν δεδομένα των οποίων την μετάδοση εκκίνησε κάποιος άλλος από την ομάδα. Σε κύκλο η θέση του συστήματος εκπομπής δεδομένων στο οποίο αναφέρεται η εργασία αυτή.

- Πρωτοβουλία στο χρήστη / σύστημα* . Είδαμε παραπάνω ότι εκπομπή δεδομένων, τουλάχιστον όπως την ορίσαμε, σημαίνει ότι η πρωτοβουλία μετάδοσης αφήνεται στον πομπό (push technology). Αντίστοιχα βέβαια η μετάδοση μπορεί να εκκινείται με αίτηση του χρήστη (pull technology). Ένα τέτοιο σύστημα, αν και είναι πλέον αμφίδρομης επικοινωνίας, δεν παύει να είναι ασύμμετρο, λόγω της δυσαναλογίας του ρυθμού μετάδοσης ανάμεσα στις δύο φορές. Σε πολλά περιβάλλοντα η δυσαναλογία αυτή παίρνει αποφασιστικές διαστάσεις, σε βαθμό που η επικοινωνία χρήστη-πομπού να εκλείπει εντελώς. Σε τέτοια περιβάλλοντα απευθύνονται για παράδειγμα εφαρμογές ενημέρωσης στρατιωτικών μονάδων ή οδικού δικτύου, οι οποίες χαρακτηρίζονται από μεγάλη κινητικότητα (mobility) και μεγάλο πλήθος χρηστών. Άλλες φορές η δυνατότητα μετάδοσης στον χρήστη εκλείπει λόγω τέτοιας σχεδίασης του συστήματος [21]. Επίσης, συχνά είναι σχετικά εύκολη η εισαγωγή uplink στο σύστημα, και δεν το επηρεάζει την ουσία της εργασίας, όπως θα δούμε στα επόμενα κεφάλαια να συμβαίνει με την περίπτωσή μας. Για όλους αυτούς τους λόγους θεωρούμε στο εξής το σύστημά μας «push-based μονόδρομης επικοινωνίας»².
- Περιοδική / αperiodική μετάδοση* . Άσχετα με το αν η μετάδοση είναι push- ή pull-based, μπορεί να γίνεται είτε περιοδικά, δηλαδή σύμφωνα με προκατασκευασμένο πρόγραμμα, είτε αperiodικά, βάσει συμβάντων (events) , όπως είναι η αίτηση χρήστη (για pull-based) ή κάποια ανανέωση δεδομένων (για push-based). Το σύστημά μας είναι περιοδικής μετάδοσης, δηλαδή περιορίζεται στο να μεταδίδει συνέχεια το ίδιο σχήμα εκπομπής (“transmission pattern” ή “schedule”).
- Απλή / πολλαπλή μετάδοση (unicast vs. 1-to-N)* . Στην περίπτωσή μας θέλουμε να μεταδώσουμε πληροφορίες σε μεγάλες μάζες χρηστών, άρα η περίπτωση μεμονωμένων μεταδόσεων δεν μας ενδιαφέρει. Η μετάδοση 1-

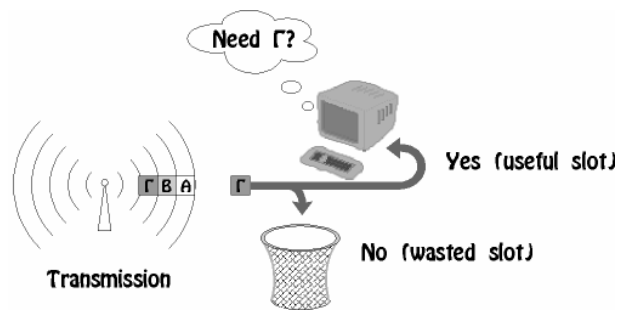
² Η ισοδυναμία του όρου pull-based με την ύπαρξη uplink και push-based με την απουσία uplink, δεν είναι απόλυτα ορθή. Για παράδειγμα, μπορεί ένα σύστημα να διαθέτει uplink για αιτήσεις, αλλά να επιτρέπει αιτήσεις μόνο για τα λιγότερο δημοφιλή δεδομένα, εξυπηρετώντας τον μεγάλο όγκο των απαιτήσεων με push-based εκπομπή. Ένα τέτοιο σύστημα, ονομάζεται «υβριδικό» (push-pull hybrid delivery system).

to-N μπορεί να γίνει με δύο τρόπους : *multicast*, δηλαδή μετάδοση σε πολλούς, αλλά a priori γνωστούς χρήστες, και *broadcast*, δηλαδή μετάδοση σε ανεξαρτίτων στοιχείων πληθυσμό. Ορίζουμε το σύστημά μας να κάνει ασύρματο broadcast, επιθυμώντας να είναι πλήρως ανεξάρτητο του αριθμού χρηστών.

Η παραπάνω ταξινόμηση σαφώς δεν είναι η μόνη που μπορεί να γίνει, αποτελεί όμως πολύ καλό τρόπο ανάδειξης των σκοπών και επομένως ιδιαιτεροτήτων, του συστήματος που μελετάμε. Στην επόμενη εικόνα βλέπουμε την εκπομπή δεδομένων, όπως την ορίσαμε στην εργασία αυτή, τοποθετημένη ανάμεσα σε άλλες δυνατές επιλογές.



Εικόνα 1-4 : Σειριακή εκπομπή αντικειμένων.



Εικόνα 1-5 : Λήψη δεδομένων από τον χρήστη.

Προδιαγραφές μετάδοσης

Με βάση τα παραπάνω, προχωρούμε σε μία λεπτομερέστερη περιγραφή της λειτουργίας του συστήματος. Ο πομπός (εικόνα 1-4) μεταδίδει πληροφορίες στον αέρα, χωρίς να διαθέτει (ή να χρειάζεται) πληροφορίες για τον αριθμό χρηστών που εξυπηρετεί, ακριβώς όπως ένας τηλεοπτικός σταθμός, για παράδειγμα. Από την άλλη μεριά, ως δέκτης, υπάρχει ένας αδιευκρίνιστος αριθμός χρηστών³ (“users” ή “clients”), οι οποίοι δύνανται να παρακολουθούν την μετάδοση του πομπού και να συλλαμβάνουν την πληροφορία για την οποία ενδιαφέρονται, αδιαφορώντας για τα άλλα δεδομένα (εικόνα 1-5). Ο αριθμός των χρηστών θεωρείται αρκετά μεγάλος και η δημιουργία νέων αναγκών στον πληθυσμό συνεχής, έτσι ώστε να έχουν νόημα διάφορες στατιστικές απλοποιήσεις και παραδοχές.

Η διαδικασία σύμφωνα με την οποία μεταδίδεται η πληροφορία φαίνεται στην εικόνα 1-4. Η πληροφορία χωρίζεται σε αντικείμενα (items). Κατ’ αρχήν θα θεωρήσουμε ότι τα αντικείμενα είναι ισομεγέθη, σε πληροφορία άρα και σε χρόνο μετάδοσης⁴, καθώς και ανεξάρτητα μεταξύ τους από σημασιολογικής άποψης. Τα τεχνικά χαρακτηριστικά της διαδικασίας αυτής (συγχρονισμός, αναγνώριση ορίων μεταξύ αντικειμένων, τυποποίηση πληροφορίας, εύρος ζώνης κ.ά.) είναι έξω από το σκοπό της παρούσας εργασίας.

³ Στο εξής, «πληθυσμός».

⁴ «Αντικείμενο» (“item”) ονομάζουμε ένα από αυτά τα κομμάτια πληροφορίας, σταθερού μεγέθους (πχ σε Kbytes). «Χρονική σχισμή» (“time slot”) ονομάζουμε την αντίστοιχη χρονική διάρκεια μετάδοσης, επίσης σταθερού μεγέθους (πχ σε msec). Συχνά η διάκριση δεν είναι απαραίτητη.

5. Περιγραφή του προβλήματος

Το βασικό πρόβλημα

Έστω M αντικείμενα (items) $i_1, i_2, i_3, \dots, i_M$, $1 \leq i \leq M$, γνωστά από τους χρήστες, ως προς πλήθος και περιεχόμενο, τα οποία στο σύνολό τους αποτελούν τη «βάση δεδομένων» του συστήματος (“database” ή απλώς «βάση»). Οι χρήστες καλούνται να προσπελάσουν τα αντικείμενα αυτά, καθώς η βάση μεταδίδεται από τον πομπό στον αέρα. Λόγω της φύσης του συστήματος (push-based) υπάρχει για κάθε χρήστη ένας χρόνος αναμονής, μέχρι να ικανοποιηθεί η ανάγκη του για κάποιο αντικείμενο. Οι ανάγκες αυτές δε, θεωρούμε προς το παρόν ότι εμφανίζονται ανά μία, δηλαδή ο χρήστης δεν μπορεί να χρειάζεται δύο αντικείμενα ταυτόχρονα.

Βασική ιδιότητα των αντικειμένων είναι η μη ομογενής «δημοτικότητα» τους (popularity) στον πληθυσμό. Για την περιγραφή του φαινομένου αυτού χρειαζόμαστε ένα διάνυσμα $\mathbf{P} = \{ p_1, p_2, \dots, p_M \}$, όπου p_k το ποσοστό του πληθυσμού που χρειάζεται το αντικείμενο i_k , ή αλλιώς η πιθανότητα αυτό που θα χρειαστεί κάποιος χρήστης στη συνέχεια να είναι το i_k . Θα πρέπει βέβαια να ισχύει $\sum p_k = 1$, $1 \leq k \leq M$.⁵

Η σχεδίαση του σχήματος εκπομπής επηρεάζει τον χρόνο αναμονής των χρηστών και αν γίνει προσεκτικά μπορεί να μειώσει την Μέση Συνολική Αναμονή ΜΣΑ (MAD, Mean Aggregate Delay) του πληθυσμού. Επίσης, στο βαθμό που ορίσαμε τις δυνατότητες του συστήματός μας, το διάνυσμα \mathbf{P} είναι ικανό και αναγκαίο για την εύρεση του βέλτιστου σχήματος, αυτού δηλαδή που ελαχιστοποιεί την ΜΣΑ του πληθυσμού.

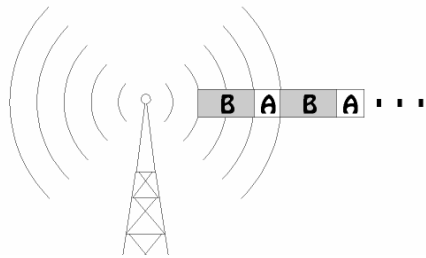
Εύρεση δημοτικότητας

Ο τρόπος εύρεσης των τιμών του \mathbf{P} εξαρτάται από την αρχιτεκτονική του συστήματος. Σε συστήματα που διαθέτουν uplink (pull-based ή υβριδικά) η δημοτικότητα κάθε αντικειμένου μπορεί να βρεθεί βάση της παρελθούσης ιστορίας αιτήσεων. Η απλότητα και εγκυρότητα στην εύρεση του \mathbf{P} είναι βέβαια και ο λόγος της ύπαρξης αυτών των αρχιτεκτονικών. Στην περίπτωσή μας, ο υπολογισμός των p_k θα πρέπει να γίνει με άλλους τρόπους, κυρίως την συλλογή από προφίλ χρηστών (user profiles) και την εύρεση του \mathbf{P} εκτός δικτύου. Τα προφίλ αυτά μπορεί να προκύπτουν είτε από την παρακολούθηση των αιτήσεων του χρήστη από το λογισμικό του, είτε ρητά από τον χρήστη με συμπλήρωση και υποβολή σχετικού υποδείγματος / φόρμας. Επιπλέον, συγκεκριμένες ιδιότητες της πληροφορίας ενός αντικειμένου, πέρα από την δημοτικότητά του, μπορεί να ενισχύουν την βαρύτητά του έναντι άλλων, κάνοντας το πρόβλημα αυτό πιο περίπλοκο, ακόμα και για υβριδικά ή pull-based συστήματα. Κύριο παράδειγμα είναι η σχετική πληροφορία να είναι σημαντικά εξαρτώμενη από τον χρόνο, θέτοντας κάτω φράγμα στην συχνότητα μετάδοσής της. Σε κάθε περίπτωση, η εύρεση του διανύσματος \mathbf{P} , κυρίως σε push-based συστήματα, είναι πρόβλημα που αξίζει περαιτέρω έρευνα, αλλά και πέρα από τους σκοπούς της εργασίας αυτής.

⁵ Επειδή οι μηχανισμοί της παρούσας εργασίας βασίζονται σε σύγκριση μετρικών που είναι γινόμενα, αυτό δεν είναι απαραίτητο στην πράξη.

Επεκτείνοντας τις δυνατότητες του συστήματος

Εάν χαλαρώσουμε την απαίτησή μας για ισομεγέθη αντικείμενα, βρισκόμαστε μπροστά σε ένα πρόβλημα με σημαντικά νέες διαστάσεις (εικόνα 1-6). Αυτό δικαιολογείται από την εξής παρατήρηση : κατά την μετάδοση ενός αντικειμένου,



Εικόνα 1-6 : Αντικείμενα διαφόρων

εξυπηρετούμε μεν τους χρήστες που το χρειάζονται, αλλά καθυστερούμε τους υπόλοιπους, κατά χρόνο ίσο με το μέγεθος του αντικειμένου αυτού. Επομένως, δύο αντικείμενα με ίση δημοτικότητα αλλά σημαντικά διαφορετικό μέγεθος, δεν πρέπει να αντιμετωπιστούν με τον ίδιο τρόπο από τον αλγόριθμο κατασκευής του σχήματος μετάδοσης.



Εικόνα 1-7 : Δύο ομάδες αντικειμένων, με ένα κοινό αντικείμενο (A).

Τα παραπάνω έχουν καλυφθεί ικανοποιητικά από την σχετική βιβλιογραφία ([1] [2] [4] [5] [6] [9] [10] [12]). Μία επιπλέον επέκταση, που αποτελεί τη συμβολή της εργασίας αυτής, είναι η εισαγωγή ομάδων ισομεγεθών αντικειμένων (groups of items). Συγκεκριμένα, εισάγουμε στην βάση δεδομένων μία δομή, κατά την οποία οι χρήστες μπορούν πλέον να διαλέγουν

ανάμεσα σε ομάδες πλέον, και όχι μεμονωμένα αντικείμενα (εικόνα 1-7). Η ιδιαιτερότητα της περίπτωσης αυτής έγκειται στο ότι διαφορετικές ομάδες μπορεί να περιέχουν κοινά αντικείμενα, τα οποία συνεπώς πρέπει να αντιμετωπίζονται ευνοϊκότερα, καθώς και στο ότι οι χρήστες χρειάζονται πλέον περισσότερα από ένα αντικείμενα ταυτόχρονα.

6. Σύνοψη

Το υπόλοιπο της εργασίας είναι οργανωμένο ως εξής :

Στο *Κεφάλαιο 2*, εξετάζουμε τις ήδη υπάρχουσες λύσεις, του αρχικού προβλήματος και της επέκτασής του για αντικείμενα διαφόρων μεγεθών. Παρουσιάζονται οι σχετικοί αλγόριθμοι και οι επιδόσεις τους.

Στο *Κεφάλαιο 3* θέτουμε τις νέες προδιαγραφές για υποστήριξη ομάδων από αντικείμενα. Εξετάζουμε την επίδραση της - αναγκαίας πλέον - προσωρινής μνήμης (cache), και εξηγούμε την λειτουργία του αλγορίθμου *groupMAD*, συγκρίνοντάς τον με τους προηγούμενους.

Στο *Κεφάλαιο 4* εξετάζουμε την βελτίωση του *groupMAD*, με τη βοήθεια δεντρικής αναζήτησης, χωρίς αλλαγές στο περιβάλλον μετάδοσης. Ο νέος αλγόριθμος, ονόματι *treeMAD*, επιφέρει βελτίωση στις επιδόσεις, δυστυχώς όμως με υπερβολικό υπολογιστικό κόστος. Μελετούμε μία παραλλαγή του η οποία μπορεί να «ρυθμίζεται» ως προς την ποιότητα, άρα και το υπολογιστικό κόστος, των αποτελεσμάτων της. Μέσα από πειράματα, αναζητούμε τη χρυσή τομή μεταξύ των δύο αυτών παραγόντων.

Τέλος, στο *Κεφάλαιο 5*, μελετούμε ένα νέο περιβάλλον εκπομπής, στο οποίο η μετάδοση διακόπτεται και επανεκκινείται περιοδικά.

Κεφάλαιο 2

Προηγούμενες εργασίες

Το κεφάλαιο αυτό ασχολείται με την παρουσίαση προηγούμενων εργασιών που πραγματεύονται τη δημιουργία βέλτιστων σχημάτων εκπομπής (broadcast scheduling). Ανάλογα με τις προδιαγραφές που βάζουμε κάθε φορά στο σύστημα, η βέλτιστη λύση ποικίλει, καθώς και η μέθοδος για την ανακάλυψή της. Οι δύο βασικοί τρόποι που παρουσιάζονται αποτελούν τα βήματα εξέλιξης από το απλούστερο δυνατό πρόβλημα μετάδοσης [1], μέχρι τη σύνθεση του προβλήματος με ομάδες αντικειμένων, το οποίο παρουσιάζουμε στα επόμενα κεφάλαια.

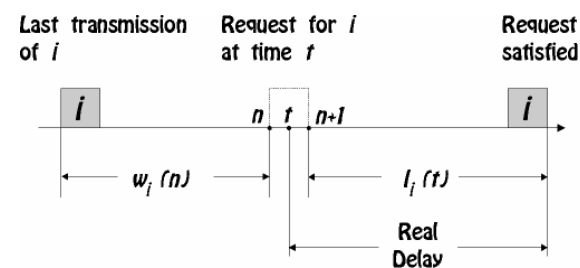
1. Σχήμα εκπομπής με ισομεγέθη αντικείμενα

Στο υποκεφάλαιο αυτό παρουσιάζεται και τεκμηριώνεται η δημιουργία σχήματος εκπομπής σε σύστημα των εξής χαρακτηριστικών :

- Πρωτοβουλία μετάδοσης στον πομπό (push-based).
- Ισομήκη αντικείμενα και αντίστοιχη τμηματοποίηση του χρόνου σε χρονικές σχισμές

Θεωρητικό υπόβαθρο

Η στρατηγική μετάδοσης βασίζεται στο διάνυσμα δημοτικότητας των αντικειμένων -το οποίο είναι αναγκαίο και ικανό δεδομένο για την λύση του προβλήματος- και στην παρελθούσα χρονική περίοδο κατά την οποία το κάθε αντικείμενο δεν έχει μεταδοθεί.



Εικόνα 2-1 : $l_i(t)$ και πραγματική καθυστέρηση (latency).

Όπως είπαμε ο χρόνος διαιρείται ομοιόμορφα σε σχισμές, μεγέθους ίσου με τον χρόνο μετάδοσης ενός αντικειμένου. Η σχισμή n είναι το χρονικό διάστημα $[n, n+1)$. Σε κάθε σχισμή n , μία και μόνο σελίδα⁶ u_n εκπέμπεται στο κανάλι μετάδοσης, όπου $u_n \in \{1, 2, \dots, M\}$ και M το πλήθος σελίδων.

Απαιτήσεις (αιτήσεις⁷) για σελίδες δημιουργούνται στους χρήστες. Μία αίτηση για την σελίδα i που παράγεται την στιγμή t θα ικανοποιηθεί την επόμενη σχισμή μετά την t κατά την οποία θα μεταδοθεί η i . Έστω $t \in [n, n+1)$, δηλαδή η στιγμή t ανήκει στην σχισμή n . Ορίζουμε $l_i(t)$ ("latency of t ", ή «καθυστέρηση του t ») τον αριθμό σχισμών από το τέλος της n μέχρι το τέλος της επόμενης σχισμής κατά την οποία μεταδίδεται η ζητούμενη σελίδα

⁶ Στο εξής η έννοια «σελίδα» θα θεωρείται ισοδύναμη με την έννοια «αντικείμενο».

⁷ Ο όρος «αιτήσεις» δεν σημαίνει την ύπαρξη uplink, αλλά απλά την δημιουργία ανάγκης.

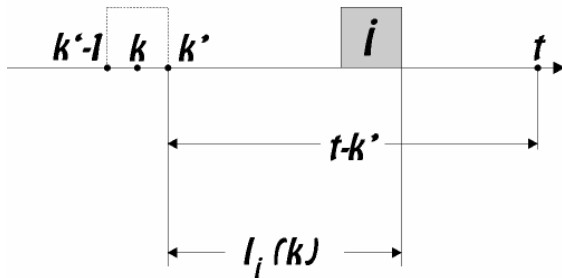
i (εικόνα 2-1). Σημειωτέον ότι η πραγματική χρονική καθυστέρηση για την ικανοποίηση κάποιας αίτησης είναι⁸ $l_i(t)+(n+1-t)$.

Ορίζουμε ως $d_i(k, t)$ την καθυστέρηση που έχει υποστεί μια αίτηση για την σελίδα i , γεννημένη τη στιγμή k , μέχρι την στιγμή t , $t \geq k$. Τότε θα ισχύει (εικόνα 2.2)

$$d_i(k, t) = \min (l_i(k), t-k'), k \in [k'-1, k']$$

[$l_i(k)$ αν μεταδοθεί η i μεταξύ k και t , ή $t-k'$ διαφορετικά]

**Request for i
at time k .**



Συμβολίζουμε με $t_{i,n}$ την ακολουθία χρονικών στιγμών στις οποίες γεννούνται αιτήσεις για την σελίδα i , με $n = 1, 2, \dots$, και $i = 1, 2, \dots, M$. Δηλαδή το $t_{i,n}$ είναι ένα δισδιάστατο διάνυσμα, το οποίο μας λέει για κάθε σελίδα σε ποιες σχισμές μεταδόθηκε αυτή. Τότε η συνολική καθυστέρηση (Aggregate Delay) $D_i(t)$, των απαιτήσεων της σελίδας i θα είναι :

$$D_i(t) = \sum_{t_{i,n} \leq t} d_i(t_{i,n}, t)$$

[δηλαδή το άθροισμα των καθυστερήσεων, για κάθε αίτηση που εκδηλώθηκε μέχρι την στιγμή t].

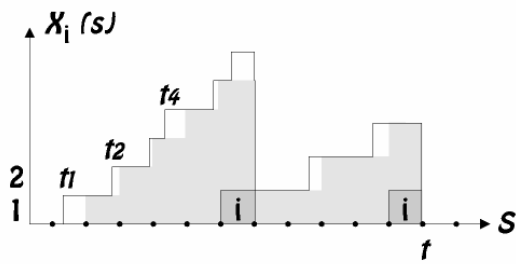
Υποθέτουμε παρακάτω, χωρίς απώλεια της γενικότητας, ότι η μεταβλητή t είναι ακέραιος αριθμός. Ορίζοντας $X_i(n)$ το πλήθος ανικανοποίητων αιτήσεων⁹ για την σελίδα i κατά την σχισμή n , η συνολική καθυστέρηση μπορεί να εκφραστεί ως :

$$D_i(t) = \sum_{s=0}^{t-1} X_i(s) \quad (1)$$

Μία ενδεικτική απεικόνιση της εξέλιξης με το χρόνο των εκκρεμοτήτων μίας μόνο σελίδας φαίνεται στην εικόνα 2.3. Σε κάθε σχισμή γεννάται το πολύ μία αίτηση, που παριστάνεται με την στιγμιαία άνοδο της συνεχούς γραμμής κατά μία μονάδα. Η συνολική καθυστέρηση του πληθυσμού ισούται με την σκιασμένη περιοχή. Η διαφορά των παραπάνω εμβαδών οφείλεται στον όρο $(n+1-t)$, που παραπάνω θεωρήσαμε αδιάφορο. Αυτό που εκφράζει στην ουσία η γραμμοσκιασμένη περιοχή

⁸ Θεωρώντας μεγάλο αριθμό χρηστών και στατιστικά ομοιόμορφη την δημιουργία απαιτήσεων, η επιπλέον καθυστέρηση $(n+1-t)$ θεωρήθηκε στην εργασία μας ίση με την διάρκεια μισής σχισμής. Όπως θα δούμε παρακάτω, αποτελεί σταθερή και αναπόφευκτη καθυστέρηση, που στον υπολογισμό της ΜΣΑ μπορεί και να αγνοηθεί ως ανεξάρτητη του σχήματος εκπομπής που χρησιμοποιείται.. Πάντως, στη σύμβαση μετρήσεων που κάνουμε στο Παράρτημα Α η επιβάρυνση αυτή δεν αγνοείται. Στα επόμενα οι δύο έννοιες θεωρούνται ισοδύναμες και θα χρησιμοποιείται ο όρος «καθυστέρηση» (“latency”).

⁹ Στο εξής, «εκκρεμότητες».



Εικόνα 2-3 : Εξέλιξη εκκρεμοτήτων μέχρι τη στιγμή t . Στο τέλος κάθε εκπομπής όλες οι εκκρεμότητες απαλείφονται, εκτός από εκείνες που γεννήθηκαν κατά την αντίστοιχη σχισμή.

γεννούν περαιτέρω απαιτήσεις. Επομένως λοιπόν, ο ρυθμός αιτήσεων πέφτει με την αύξηση των εκκρεμοτήτων. Παρ' όλα αυτά, θεωρούμε τον πληθυσμό αρκετά μεγάλο, έτσι ώστε να υποθέσουμε ότι ο ρυθμός αιτήσεων παραμένει σταθερός κατά τη λειτουργία του συστήματος και ανεξάρτητος των εκκρεμοτήτων. Θεωρούμε το ρυθμό απαιτήσεων ως κατανομή Poisson με ρυθμό λ .

Μία αίτηση της σελίδας i έχει πιθανότητα b_i , $i=1, \dots, M$, όπου $\sum_i b_i = 1$. Επομένως οι αιτήσεις της σελίδας i από το σύνολο του πληθυσμού θα δημιουργούνται με κατανομή Poisson ρυθμού $\lambda_i = b_i \lambda$. Έστω $A_i(n)$ ο αριθμός των αιτήσεων για την σελίδα i που δημιουργούνται στην σχισμή n . Τότε η εξέλιξη των εκκρεμοτήτων, με την πάροδο κάθε σχισμής θα είναι :

$$X_i(n+1) = \begin{cases} A_i(n), & \text{αν } u_n = i \\ X_i(n) + A_i(n), & \text{αλλιώς} \end{cases}$$

Όταν ο πομπός αγνοεί τους πραγματικούς ρυθμούς αιτήσεων του πληθυσμού, είμαστε αναγκασμένοι, όπως είδαμε, να βασιστούμε μονάχα στην κατά εκτίμηση κατανομή των αιτήσεων, δηλαδή b_i , $i=1, \dots, M$. Η σχεδίαση του σχήματος εκπομπής με σκοπό την ελαχιστοποίηση της συνολικής καθυστέρησης είναι πρόβλημα βελτιστοποίησης που μπορεί να επιλυθεί εκτός συστήματος (offline). Στο [12] προτείνεται μία μέθοδος με ικανοποιητικές επιδόσεις. Παρακάτω καταλήγουμε σε ντετερμινιστική δυναμική μέθοδο επίλυσης, η οποία μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε πραγματικό χρόνο, λόγω χαμηλών υπολογιστικών απαιτήσεων.

Ορίζουμε ως $w_i(n)$ τον αριθμό των σχισμών από την τελευταία φορά που μεταδόθηκε η σελίδα i , μέχρι την σχισμή n (εικόνα 2.1). Η εξέλιξη του $w_i(n)$ δίνεται από :

$$w_i(n+1) = \begin{cases} 1, & \text{αν } u_n = i \\ w_i(n) + 1, & \text{αλλιώς} \end{cases}$$

Επίσης θεωρούμε $w_i(0) = 1$, $i=1, \dots, M$, χωρίς βλάβη της γενικότητας. Έτσι, $w(n)$, $n = 0, 1, 2, \dots$ είναι μία ντετερμινιστική αλυσίδα Markov ("Markov Decision Process" – MDP).

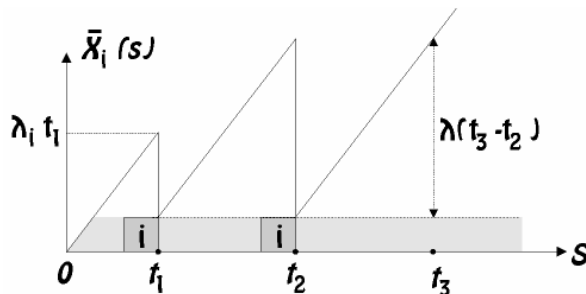
είναι οι «ανθρωποώρες» αναμονής του πληθυσμού για την σελίδα i , μέχρι την χρονική στιγμή t . Από την εικόνα 2-3 προκύπτει ότι οι παραπάνω δύο εκφράσεις είναι πράγματι ισοδύναμες και ισούνται αμφότερες με το εμβαδό της σκιασμένης περιοχής.

Ας θεωρήσουμε τώρα τη συνολική ροή αιτήσεων για όλες τις σελίδες, που δημιουργεί ο πληθυσμός. Δεδομένου ότι το πλήθος των χρηστών είναι πεπερασμένο, ο ρυθμός αιτήσεων επηρεάζεται από τις εκκρεμότητες, επειδή οι ανικανοποίητοι χρήστες δεν

Παίρνοντας μέση τιμή στα δύο μέρη της εξίσωσης (1), προκύπτει ότι η αναμενόμενη συνολική καθυστέρηση των αιτήσεων της σελίδας i μέχρι τη στιγμή t , δίνεται από :

$$\bar{D}_i(t) = \sum_{s=0}^{t-1} \bar{X}_i(s)$$

Δεδομένου ότι οι αιτήσεις είναι κατανομής Poisson με ρυθμό λ_i , θα ισχύει: $\bar{X}_i(s) = \lambda_i w_i(s)$. Στην εικόνα 2-4 φαίνεται η εξέλιξη της μέσης τιμής των εκκρεμοτήτων για σελίδα i .



Εικόνα 2-4 : Η μέση εκκρεμότητα σελίδας i συναρτίζεται του χρόνου, από την αρχή 0 μέχρι κάποια χρονική στιγμή t_3 . Μετά από κάθε εκπομπή της i , μένουν ανικανοποίητες οι αιτήσεις που δημιουργήθηκαν κατά την εκπομπή της σελίδας.

Η συνολική καθυστέρηση μπορεί να ξαναγραφεί ως :

$$\bar{D}_i(t) = \sum_{n=0}^{t-1} \lambda_i w_i(n)$$

οπότε η μέση καθυστέρηση είναι :

$$D_u = \lim_{T \rightarrow \infty} \sup \frac{1}{T} \sum_{n=0}^{T-1} \sum_{i=1}^M \lambda_i w_i(n)$$

Από την θεωρία MDP, προκύπτει ότι υπάρχει συνάρτηση $u : W \rightarrow \{1, \dots, M\}$, τέτοια ώστε

$$u_n = u(w(n))$$

όπου $W = N^M$, και N το βάθος στο οποίο έχουμε μεταδώσει μέχρι εκείνη τη στιγμή.

Στο [1] επίσης, παρουσιάζονται δύο θεωρήματα, σύμφωνα με τα οποία η προτεραιότητα ενός αντικειμένου i να μεταδοθεί τη στιγμή n αυξάνεται με το $w_i(n)$ και επίσης ανάμεσα σε αντικείμενα i και j με $w_i(n) = w_j(n)$, μεταδίδουμε εκείνο με την μεγαλύτερη δημοτικότητα. Πέρα από αυτά ο ακριβής καθορισμός της βέλτιστης μεθόδου εκπομπής είναι πρόβλημα δύσκολο στη λύση του. Παρακάτω θα δούμε μια προσέγγιση η οποία συμβαδίζει με όσα έχουμε πει και παράγει αποτελέσματα πολύ κοντά στο θεωρητικό κάτω φράγμα.

Σχεδίαση σχήματος εκπομπής πραγματικού χρόνου

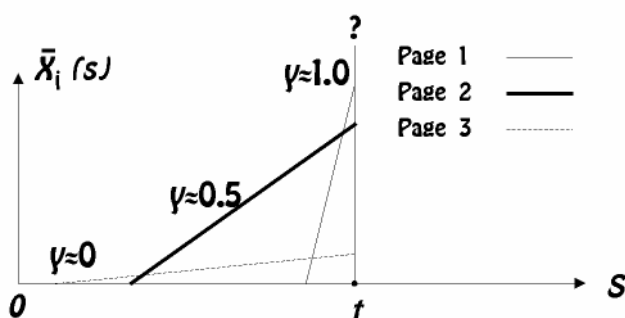
Από όλα τα παραπάνω συνάγουμε το συμπέρασμα ότι δύο είναι οι παράγοντες που μπορούν να επηρεάσουν την μετάδοση ενός αντικειμένου i σε κάποια συγκεκριμένη χρονική στιγμή n : ο χρόνος $w_i(n)$ που έχει περάσει από την τελευταία φορά που αυτό μεταδόθηκε, και ο ρυθμός αιτήσεων λ_i της σελίδας i . Η πιθανότητα να μεταδοθεί ένα αντικείμενο στη σχισμή n , αυξάνεται με τα $w_i(n)$ και λ_i . Θεωρούμε τις τακτικές (policies) όπου η σχεδίαση του σχήματος εκπομπής προσδιορίζεται με βάση δείκτες προτεραιότητας (priority indices) που ορίζουμε για τις σελίδες. Ο δείκτης της σελίδας είναι το γινόμενο $\lambda^{\gamma} w_i(n)$, όπου ο εκθέτης γ καθορίζει τη σχετική βαρύτητα των δύο παραγόντων στην τελική απόφαση.

Η σελίδα που προγραμματίζεται να μεταδοθεί κατά την σχισμή n είναι η

$$u_n = \arg \max_{i \in \{1, 2, \dots, M\}} \lambda_i^\gamma w_i(n)$$

δηλαδή αυτή για την οποία το γινόμενο $\lambda_i^\gamma w_i(n)$ είναι το μεγαλύτερο.

Οι τακτικές που ανήκουν στην παραπάνω οικογένεια ονομάζονται παρακάτω «Τακτικές Δεικτών Προτεραιότητας» ή *TΔΠ* (“priority index policies” ή *PIP*). Σημειωτέον πως όταν όλες οι σελίδες έχουν την ίδια δημοτικότητα, οι *TΔΠ* παράγουν το ίδιο ομοιόμορφο περιοδικό σχήμα, ανεξαρτήτως γ , το οποίο είναι και το βέλτιστο στη συγκεκριμένη περίπτωση.



Εικόνα 2-5 : Την στιγμή t ο αλγόριθμος καλείται να αποφασίσει ποια θα είναι η επόμενη σελίδα προς μετάδοση. Ανάλογα με την τιμή του γ , η απόφαση ποικίλλει ως εξής : αν $\gamma = 1.0$, μεταδίδεται η σελίδα 1, που την στιγμή t έχει τις περισσότερες εκκρεμότητες (είναι «πιο ψηλά» από τις άλλες). Αν $\gamma=0$, μεταδίδεται η σελίδα 3, που έχει τον περισσότερο χρόνο να μεταδοθεί (είναι «πιο πίσω»). Τέλος, αν $\gamma=0.5$, μεταδίδεται η σελίδα 2, η οποία έχει την μεγαλύτερη συνολική εκκρεμότητα (έχει το μεγαλύτερο εμβαδό πίσω της).

Ορισμένες παραλλαγές αξίζουν ιδιαίτερης μνείας (εικόνα 2-5). Για $\gamma = 0$, η απόφαση για την εκπομπή γίνεται ανεξάρτητη των δημοτικοτήτων, οπότε το εκπεμπόμενο σχήμα θα αποτελείται από την περιοδική εμφάνιση των αντικειμένων διαδοχικά. Για $\gamma = 1$, ο δείκτης $\lambda_i w_i(n)$ ισούται με την μέση εκκρεμότητα της σελίδας i , δηλαδή με τον αριθμό των ανικανοποίητων αιτήσεων $X_i(s)$. Μεταδίδεται δηλαδή η σελίδα που χρειάζεται στους περισσότερους χρήστες. Για $\gamma = 0.5$, ο δείκτης γίνεται $\lambda_i^{1/2} w_i(n) = [\lambda_i w_i^2(n)]^{1/2}$. Σημειωτέον ότι $\frac{1}{2} \lambda_i w_i^2(n)$ είναι το εμβαδό που ορίζει η καμπύλη εκκρεμοτήτων, δηλαδή η Μέση Συνολική Καθυστέρηση (*ΜΣΑ*) στην οποία αναφερθήκαμε παραπάνω. Έτσι, για $\gamma = 0.5$, επιλέγεται προς εκπομπή η σελίδα με την μεγαλύτερη *ΜΣΑ*.

Πειραματικά αποτελέσματα – επιδόσεις

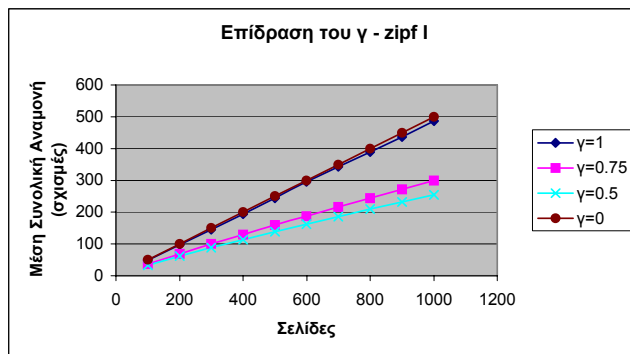
Οι παρακάτω μετρήσεις για διάφορες τιμές του γ , δείχνουν την υπεροχή της τακτικής με $\gamma = 0.5$, έναντι των υπολοίπων τιμών. Η τακτική αυτή θα αναφέρεται στο

υπόλοιπο της εργασίας ως MAD (“Mean Aggregate Delay”). Επίσης, οι επιδόσεις της είναι πολύ κοντά στο κάτω φράγμα του συγκεκριμένου προβλήματος, το οποίο δίνεται στο [12].

Οι συγκρίσεις γίνονται για $M = 100$ έως $M = 1000$, και για διάφορες τιμές του γ , από 0 έως 1.0. Οι δημοτικότητες των σελίδων ακολουθούν την κατανομή zipf I, δηλαδή $b_i = c / i$, $i = 1, \dots, M$, όπου c μία σταθερά για κανονικοποίηση (βλ. και παράρτημα Α). Οι $MΣΑ$ των μετρήσεων συγκρίνονται και με το θεωρητικό κάτω φράγμα, το οποίο δίνεται από τη σχέση :

Τα πλεονεκτήματα της τακτικής MAD έναντι αυτής του [12] είναι ότι παράγει αυτόματα το σχήμα εκπομπής με μόνο δεδομένο τις δημοτικότητες b_i , χωρίς δηλαδή να χρειάζεται η ρητή επιλογή των βασικών παραμέτρων ενός περιοδικού σχήματος (μήκος περιόδου, συχνότητα εμφάνισης σελίδων και κενά μεταξύ διαδοχικών εμφανίσεων της ίδιας σελίδας). Σε κάθε σχισμή επιλέγεται η επόμενη σελίδα προς μετάδοση, χωρίς να χρειάζεται κάποιου είδους υπολογισμούς προηγουμένως. Επομένως η τακτική MAD μπορεί να προσαρμόζει την εκπομπή σε αλλαγές των δημοτικότητων, σε πραγματικό χρόνο. Αυτό είναι πολύ βασικό πλεονέκτημα, μιας και επιτρέπει την προσαρμογή του συστήματος στις αλλαγές δημοτικότητας σε πραγματικό χρόνο, άρα μπορεί να χρησιμοποιηθεί και σε σύστημα που διαθέτει uplink.

Επίσης η τακτική MAD είναι εύκολο να υλοποιηθεί, αφού είναι χαμηλών απαιτήσεων σε υπολογιστική ισχύ και μνήμη. Χρειάζεται M τιμές των $w_i(n)$, καθώς και M υπολογισμούς ανά σχισμή, έναν για τον δείκτη κάθε σελίδας. Ο εντοπισμός της σελίδας με τον μεγαλύτερο δείκτη μπορεί να γίνεται ταυτόχρονα με τον υπολογισμό των δεικτών, άρα δεν επιβαρύνει περισσότερο τους υπολογισμούς. Οι απαιτήσεις λοιπόν της τακτικής MAD είναι $O(M)$, σε υπολογισμούς και σε μνήμη. Επίσης αποδεικνύεται στο [4] ότι το σχήμα εκπομπής του MAD είναι περιοδικό.



Εικόνα 2-6 : Συμπεριφορά των ΤΑΠ για διάφορες τιμές του γ και διάφορα μεγέθη προβλήματος (κατανομή δημοτικότητας : zipf I).

Σελίδες	MAD	Κάτω φράγμα
100	33.36	33.31
200	61.41	61.36
300	87.81	87.77
400	113.22	113.18
500	137.93	137.9
600	162.11	162.08
700	185.86	185.83
800	209.25	209.21
900	232.34	232.29
1000	255.15	255.13

Εικόνα 2-7 : Σύγκριση του MAD με το θεωρητικό κάτω φράγμα.

2. Σχήμα εκπομπής με αντικείμενα μεταβλητού μεγέθους

Στο υποκεφάλαιο αυτό επεκτείνονται οι δυνατότητες του συστήματος που έχει μελετηθεί ως τώρα. Συγκεκριμένα, ο πομπός συνεχίζει να μεταδίδει περιοδικό σχήμα με διαδοχικά αντικείμενα, με την διαφορά ότι αυτά θεωρούνται μεταβλητού μεγέθους. Έτσι, σαν δεδομένα, εκτός από τα M και b_i , έχουμε και τα αντίστοιχα μήκη των αντικειμένων l_i , $i = 1, \dots, M$. Επίσης, στο συγκεκριμένο υποκεφάλαιο το

σύστημα δεν απαιτεί «κβαντοποίηση» του χρόνου, δηλαδή οι σελίδες δεν είναι απαραίτητως πολλαπλάσια κάποιας χρονικής μονάδας. Έτσι, η έννοια «χρονική σχισμή» παύει να είναι απαραίτητη.

Θεωρητικό υπόβαθρο

Χρειαζόμαστε επιπλέον τους εξής όρους :

- *Συχνότητα f_i σελίδας i (item frequency)* : ο αριθμός εμφανίσεων της σελίδας i στον κύκλο εκπομπής (broadcast cycle).
- *Απόσταση (spacing)* : Η απόσταση μεταξύ δύο διαδοχικών εμφανίσεων της σελίδας i , της j -στής και της $(j+1)$ -στής, παριστάνεται με s_{ij} .
- *Μήκος κύκλου εκπομπής* : Το συνολικό μήκος N της εκπομπής, που επαναλαμβάνεται ατέρμονα και περιοδικά, όπως προκύπτει από τα παραπάνω, θα είναι :

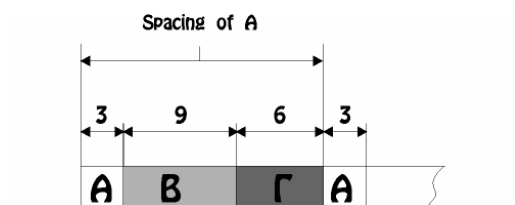
$$N = \sum f_i l_i , \quad i = 1, \dots, M$$

- *Μέσος χρόνος αναμονής σελίδας* : Για συγκεκριμένη σελίδα i , ο μέσος χρόνος αναμονής, όπως προκύπτει από τα παραπάνω, θα είναι:

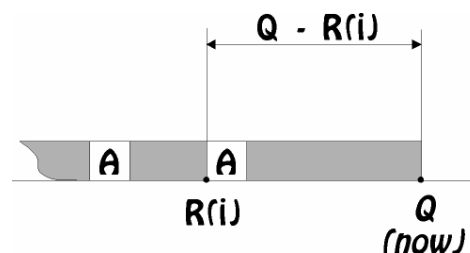
$$t_i = \frac{\sum s_{ij}}{2} \frac{s_{ij}}{N} = 1/2 \sum \frac{s_{ij}^2}{N}, \quad j = 1, \dots, M$$

- *Μέση Συνολική Αναμονή (ΜΣΑ)* : Αν b_i είναι η δημοτικότητα της σελίδας i , τότε με βάση τα παραπάνω θα ισχύει :

$$ΜΣΑ = \sum t_i b_i , \quad i = 1, \dots, M$$



Εικόνα 2-8 : Μέρος κύκλου εκπομπής.



Εικόνα 2-9 : Q είναι το «παρόν» και $R(i)$ η τελευταία φορά που μεταδόθηκε η σελίδα i .

Ένα παράδειγμα φαίνεται στην εικόνα 2-8. Βλέπουμε ένα τμήμα κάποιου κύκλου εκπομπής.. Η απόσταση μεταξύ διαδοχικών εμφανίσεων της σελίδας A είναι $3 + 9 + 6 = 18$ μονάδες χρόνου. Έτσι, σύμφωνα με τον συγγραφέα της αντίστοιχης εργασίας¹⁰, η μέση καθυστέρηση λήψης του A δεδομένου ότι η απαίτηση παρουσιάζεται ανάμεσα στις δύο αυτές εμφανίσεις του A, θα είναι $18/2 = 9$. Αν

¹⁰ Όπως θα δούμε και στο επόμενο κεφάλαιο ο ορισμός της καθυστέρησης μίας αίτησης, που χρησιμοποιούμε στην εργασία αυτή, είναι ελαφρά διαφορετικός.

θέλουμε να μειώσουμε την καθυστέρηση αυτή πρέπει να μεταδίδουμε το Α συχνότερα, καθυστερώντας όμως έτσι περισσότερο αυτούς που θέλουν το Β ή Γ.

Στο [23] αποδεικνύεται ότι για βέλτιστα αποτελέσματα, τα διαστήματα s_{ij} πρέπει να είναι ίσα μεταξύ τους. Έτσι, στο [5], προκύπτει το παρακάτω αξιόλογο αποτέλεσμα (όπου s_i το σταθερό, πλέον, διάστημα ανάμεσα στις διαδοχικές εμφανίσεις σελίδας i) :

Θεώρημα : Δεδομένης της δημοτικότητας b_i και του μήκους l_i κάθε σελίδας i , η ελάχιστη Μέση Συνολική Καθυστέρηση προκύπτει όταν :

$$f_i \propto \sqrt{b_i / l_i} \quad (2)$$

Από τους ορισμούς του μήκους κύκλου εκπομπής, συχνότητας εμφάνισης σελίδας, η εξίσωση (2) δίνει :

$$s_i \propto \sqrt{l_i / b_i} \quad (3)$$

Σχεδίαση σχήματος εκπομπής πραγματικού χρόνου

Από το αποτέλεσμα της εξίσωσης (3), συνάγεται το :

$$\frac{s_i^2 b_i}{l_i} = \text{σταθερό}, i=1, \dots, M \quad (4)$$

[δηλαδή για κάθε σελίδα θέλουμε ο παράγοντας της (4) να έχει την ίδια τιμή].

Το συμπέρασμα αυτό μπορεί να χρησιμοποιηθεί για την λήψη αποφάσεων κατά την μετάδοση σε πραγματικό χρόνο, ακριβώς όπως η εξίσωση (1) οδήγησε στην ανακάλυψη της οικογένειας *TΔΠ* που παρουσιάστηκε στο προηγούμενο υποκεφάλαιο. Θεωρούμε λοιπόν την μετρική :

$$G(i) = [Q - R(i)]^2 b_i / l_i \quad 1 \leq i \leq M \quad (5)$$

ως δείκτη της σελίδας i . Η σημασία των παραμέτρων φαίνεται στην εικόνα 2-9. Σημειωτέον ότι η αναλογία με το κριτήριο των *TΔΠ* και κυρίως του MAD είναι εμφανής.

Μεταδίδουμε κάθε φορά την σελίδα με τον μεγαλύτερο δείκτη $G(i)$, σύμφωνα με τον εξής αλγόριθμο πραγματικού χρόνου :

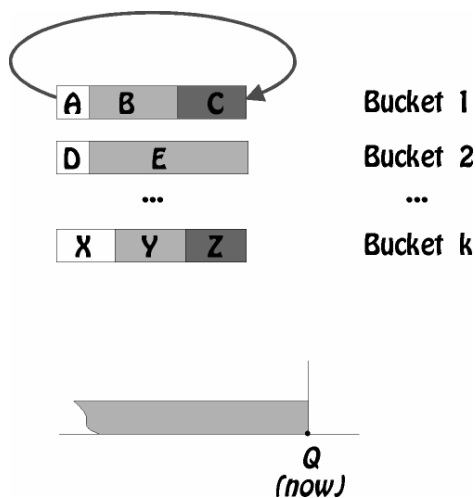
1. Βρες την σελίδα i με τον μεγαλύτερο δείκτη $G(i)$.
2. Θέσε $R(i) = Q$.
3. Μετέδωσε την σελίδα i .

Ο παραπάνω αλγόριθμος τρέχει κάθε φορά που τελειώνει η μετάδοση μιας σελίδας, προκειμένου να αποφασιστεί ποια θα μεταδοθεί στην συνέχεια. Ονομάζουμε τον αλγόριθμο αυτό «*Τακτική Δεικτών Προτεραιότητας με Μήκος*» ή *TΔΠ-MM (PIP-WL* ή “Priority Index Policy-With Length”).

Βελτίωση του υπολογιστικού κόστους

Είναι εύκολο να διαπιστώσουμε ότι ο παραπάνω αλγόριθμος, όπως και οι προηγούμενοι *TAP* που είδαμε, έχει κόστος $O(M)$, σε υπολογισμούς και μνήμη. Για χιλιάδες αντικείμενα, το κόστος αυτό μπορεί να δημιουργήσει προβλήματα, ειδικά στην περίπτωση που η κατασκευή του κύκλου μετάδοσης γίνεται σε πραγματικό χρόνο. Έτσι προτείνεται η εξής αλλαγή :

Η βάση δεδομένων υποδιαιρείται σε k «κάδους» (buckets) $B_i, i=1, \dots, k$. Ο κάδος B_i περιέχει m_i αντικείμενα, έτσι ώστε $\sum m_i = M, i=1, \dots, k$. Έστω $q_j = (\sum_{i \in B_j} p_i) / m_j$ η μέση δημοτικότητα των αντικειμένων στον κάδο j , και αντίστοιχα $d_j = (\sum_{i \in B_j} l_i) / m_j$ το μέσο μήκος τους στον κάδο j . Επίσης, τα αντικείμενα κάθε κάδου είναι διατεταγμένα σε μία κυκλική ουρά¹¹.



Εικόνα 2-10 : Τη στιγμή Q που λαμβάνεται η απόφαση, συγκρίνουμε μόνο τους δείκτες των αντικειμένων A, Δ και X . Το αντικείμενο που θα μεταδοθεί, πχ το A , επανεισάγεται στο τέλος της ουράς του αντίστοιχου κάδου.

Έχοντας ορίσει τα παραπάνω, περιγράφουμε την αλλαγή στον αλγόριθμο. Κάθε φορά που πρέπει να αποφασίσουμε για μετάδοση αντικειμένου, συγκρίνουμε μόνο k αντικείμενα, αυτά που ηγούνται της ουράς σε κάθε κάδο (εικόνα 2-10). Αποδεικνύεται [5] ότι στην περίπτωση αυτή η συνθήκη που πρέπει να ισχύει για να έχουμε βέλτιστα αποτελέσματα είναι :

$$s_i \propto \sqrt{l_j / b_j}$$

όπου το αντικείμενο i περιέχεται στον κάδο j . Από το παραπάνω προκύπτει η:

$$\frac{s_i^2 q_j}{d_j} = \text{σταθερό}, \quad i=1, \dots, M$$

και η μετρική $G(\cdot)$ θα είναι τώρα :

$$G(j) = [Q - R(I_j)]^2 q_j / d_j \quad 1 \leq j \leq k$$

όπου I_j το πρώτο αντικείμενο στην ουρά του κάδου j .

Έτσι, έχουμε πετύχει μία ομαδοποίηση των αντικειμένων, και το κόστος σε υπολογισμούς είναι πλέον $O(k)$. Ο βελτιωμένος αλγόριθμος έχει λοιπόν ως εξής :

1. Βρες τον κάδο με τον μεγαλύτερο δείκτη $G(j)$.
2. Μετέδωσε το πρώτο του αντικείμενο I_j . Επανεισήγαγέ το στο τέλος της ίδιας ουράς.
3. Θέσε $R(I_j) = Q$.

Σημειωτέον ότι το κόστος σε μνήμη παραμένει $O(M)$.

¹¹ Κυκλική ονομάζουμε τη ουρά εκείνη η οποία έχει πάντα τον ίδιο αριθμό αντικειμένων μέσα της και όταν κάποιο από αυτά (στην περίπτωσή μας το πρώτο) εξυπηρετηθεί ξαναμπάνει στην ουρά στο τέλος της. Η λειτουργία αυτή δε, ισοδυναμεί με τον αλγόριθμο εξυπηρέτησης *Round-Robin*.

Πειραματικά αποτελέσματα – επιδόσεις

Στους παρακάτω πίνακες 2-11, 2-12 και 2-13 φαίνονται οι επιδόσεις του αλγόριθμου *ΤΔΠ-ΜΜ* χωρίς κάδους σε σχέση με το θεωρητικό κάτω φράγμα, για κατανομή δημοτικότητας Zipf-I¹² και για διάφορες κατανομές μεγέθους αντικειμένων.

Σελίδες	ΤΔΠ-ΜΜ	Κάτω Φράγμα
100	159.29	157.34
200	296.65	294.43
300	426.94	423.65
400	555.12	553.12
500	680.10	677.32
600	801.23	797.51
700	917.44	914.21
800	1034.25	1030.22
900	1148.90	1145.3
1000	1263.80	1259.14

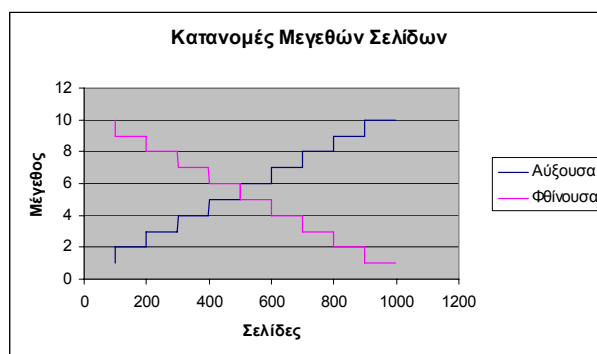
Εικόνα 2-11 : *ΤΔΠ-ΜΜ* χωρίς κάδους : Ομοιόμορφη κατανομή μεγεθών σελίδων.

Σελίδες	ΤΔΠ-ΜΜ	Κάτω Φράγμα
100	121.45	121.22
200	217.56	217.27
300	307.75	307.23
400	394.10	393.6
500	478.92	477.45
600	560.94	559.39
700	641.02	639.79
800	720.62	718.93
900	799.14	796.98
1000	876.89	874.09

Εικόνα 2-12 : *ΤΔΠ-ΜΜ* χωρίς κάδους : Αύξουσα κατανομή μεγεθών σελίδων.

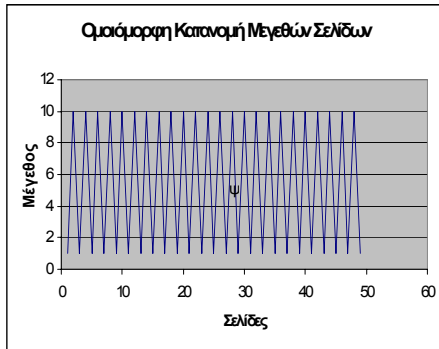
Σελίδες	ΤΔΠ-ΜΜ	Κάτω Φράγμα
100	224.85	224.52
200	410.84	410.31
300	586.74	585.57
400	756.13	754.47
500	920.73	918.85
600	1077.23	1074.78
700	1240.21	1237.4
800	1396.72	1393.7
900	1551.62	1547.5
1000	1704.30	1699.57

Εικόνα 2-13 : *ΤΔΠ-ΜΜ* χωρίς κάδους : Φθίνουσα κατανομή μεγεθών σελίδων.

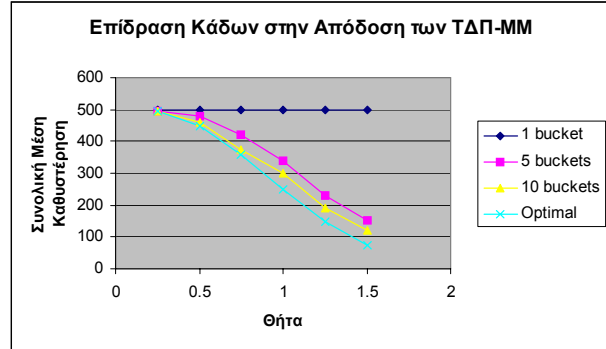


Εικόνα 2-14 : Αύξουσα και φθίνουσα κατανομή μεγεθών.

¹² Οι κατανομές zipf I & II παρουσιάζονται στο Παράρτημα Α.



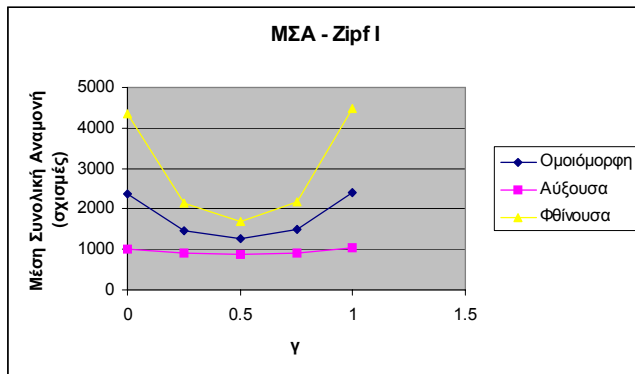
Εικόνα 2-15 : Ομοιόμορφη κατανομή μεγεθών, για τις πρώτες 50 σελίδες της βάσης και μέγιστο μέγεθος = 10.



Εικόνα 2-16 : Επίδραση κάδων στην απόδοση του TAP-MM (ομοιόμορφη κατανομή μεγέθους για 1000 σελίδες και Zipf-II για δημοτικότητατες)

Παρατηρούμε ότι στην περίπτωση αύξουσας κατανομής μεγεθών οι καθυστερήσεις είναι μικρότερες, πράγμα αναμενόμενο δεδομένου ότι και η κατανομή Zipf είναι αύξουσα οπότε στην περίπτωση αυτή τα δημοφιλή αντικείμενα είναι και τα μικρότερα. Επίσης αναμενόμενο είναι τις μεγαλύτερες καθυστερήσεις να παρουσιάζει η φθίνουσα κατανομή μεγεθών, καθώς και η ομοιόμορφη να βρίσκεται κάπου ανάμεσα.

Επίσης, στην γραφική παράσταση 2-16 βλέπουμε την επίδραση των κάδων στις επιδόσεις του TAP-MM. Προφανώς εάν χρησιμοποιήσουμε κάδους τα αποτελέσματα θα απέχουν από το βέλτιστο, αφού συμπεριφερόμαστε με τον ίδιο τρόπο σε αντικείμενα ελαφρώς διαφορετικά. Συνεπώς τα αποτελέσματα είναι αναμενόμενα, από ποιοτικής άποψης. Ποσοτικά, βλέπουμε αξιόλογα μικρή διαφορά



Εικόνα 2-17 : Συμπεριφορά των TAP-MM για διάφορες τιμές του γ και διάφορες κατανομές μεγεθών (κατανομή δημοτικότητας : zipf I).

από την ιδεατή περίπτωση, πράγμα που σημαίνει ότι αν η βάση περιέχει πολλά αντικείμενα συμφέρει να χρησιμοποιούνται κάδοι. Τα αποτελέσματα είναι παρόμοια και για τις άλλες δύο κατανομές (αύξουσα και φθίνουσα). Στο συγκεκριμένο παράδειγμα χρησιμοποιήθηκαν 1000 σελίδες, ενώ με 10 κάδους το κόστος είναι 10, δηλαδή 100 φορές μικρότερο. Σημειωτέον επίσης ότι η χρήση ενός μόνο

κάδου ισοδυναμεί με αλγόριθμο *Round-Robin*, όπου όλα τα αντικείμενα μεταδίδονται διαδοχικά, ίσες φορές μέσα σε έναν κύκλο εκπομπής. Γι' αυτό το λόγο, οι επιδόσεις της TAP-MM με ένα κάδο είναι ανεπηρέαστες από την παράμετρο θ .

Ακριβώς όπως οι TAP, έτσι και οι TAP-MM είναι ολόκληρη οικογένεια, με παράμετρο την σχετική βαρύτητα του παράγοντα $[Q - R(I_j)]$, έναντι του q_j / d_j . Ορίζουμε λοιπόν την οικογένεια TAP-MM να είναι οι τακτικές με δείκτη προτεραιότητας :

$$G(i) = [Q - R(I_j)] [b_i / l_i]^y$$

Στην εικόνα 2-17 φαίνονται οι σχετικές μετρήσεις, οι οποίες δείχνουν την υπεροχή του *TΔΠ-ΜΜ-0.5*, έναντι των υπόλοιπων τακτικών της οικογένειας.

3. Συμπεράσματα

Στο κεφάλαιο αυτό μελετήσαμε δύο συγγενικές μεθόδους, από άποψη θεωρητικής ανάλυσης, εφαρμογής και υπολογιστικού κόστους. Η μέθοδος *TΔΠ-ΜΜ* είναι προφανώς υπερέσυνολο του *MAD*, αφού ο *MAD* είναι ειδική περίπτωση όπου όλα τα αντικείμενα έχουν ίδιο μέγεθος. Θεωρητικά και πειραματικά αποδείχτηκε ότι, προκειμένου να ελαχιστοποιήσουμε την Μέση Συνολική Αναμονή πρέπει να μεταδίδουμε κάθε φορά το αντικείμενο με την μεγαλύτερη *ΣΑ* την στιγμή της απόφασης.

Κεφάλαιο 3

Ομάδες αντικειμένων

Στο κεφάλαιο αυτό ασχολούμαστε με την επέκταση του προβλήματος εκπομπής έτσι ώστε να υποστηρίζονται πλέον αυτόνομες και προκαθορισμένες ομάδες αντικειμένων, με πιθανά κοινά στοιχεία. Δικαιολογούμε την ύπαρξη ενός τέτοιου συστήματος¹³ και δείχνουμε ότι τα προηγούμενα δεν καλύπτουν την δημιουργία των σχετικών σχημάτων εκπομπής. Για τη λύση του νέου προβλήματος παρουσιάζουμε έναν αλγόριθμο πραγματικού χρόνου, ο οποίος σχεδιάστηκε με βάση τα συμπεράσματα που έχουν εξαχθεί μέχρι τώρα.

1. Το σύστημα ομάδων

Η ανάγκη για πληροφορία οργανωμένη σε ομάδες

Έχουμε ήδη αναφέρει (Κεφ. 1) ότι τα συστήματα εκπομπής δεδομένων αφορούν σενάρια στα οποία το πλήθος των χρηστών είναι πολύ μεγαλύτερο του αριθμού των αντικειμένων πληροφορίας, έτσι ώστε υπάρχει μεγάλη αλληλεπικάλυψη των ενδιαφερόντων του πληθυσμού. Μία επιπλέον παρατήρηση είναι ότι μεταξύ διαφορετικών αντικειμένων (σελίδων) μπορεί να υπάρχουν κοινά δεδομένα. Σαν παράδειγμα θα μπορούσαμε να αναφέρουμε την μετάδοση σελίδων HTML που περιέχουν κείμενο και εικόνες ανά κατηγορία ενδιαφερόντων (πχ οικολογία, νέα προϊόντα, οικονομικές και διεθνείς ειδήσεις κλπ). Είναι λογικό να υποθέσουμε ότι πολλές σελίδες θα περιέχουν σε κάποιο ποσοστό όμοιες εικόνες (πχ η σελίδα «Εξωτερική Πολιτική» και η «Αμυντικά Θέματα» μπορεί να παραθέτουν την ίδια φωτογραφία κάποιου υπουργού, μέσα σε διαφορετικό άρθρο).

Επίσης μπορεί να γίνεται εκπομπή πληροφοριών σε μορφή σελίδων, από τις οποίες ο χρήστης θα συνθέτει τα δικά του δεδομένα. Για παράδειγμα, μπορεί να γίνεται εκπομπή της πορείας του Χρηματιστηρίου σε μορφή μίας σελίδας ανά χώρα και ανακτώντας τις σελίδες που αφορούν την Ιαπωνία, Κίνα, Ταϊλάνδη κλπ να κατασκευάζεται η γενική οικονομική εικόνα της Ασίας.

Στο παραπάνω γενικό παράδειγμα Χρηματιστηριακών πληροφοριών, μπορούμε ήδη να διαισθανθούμε ότι είναι καλύτερα να μεταδίδουμε τις σελίδες των Ευρωπαϊκών κρατών όλες μαζί, ακολουθούμενες από τις Ασιατικές κλπ, παρά όλες ανανεμειγμένες μεταξύ τους. Γενικότερα μιλώντας, γίνεται εύκολα αισθητή η ανάγκη ύπαρξης ενός συστήματος εκπομπής που θα εκμεταλλεύεται τις ομοιότητες μεταξύ των αυτόνομων αντικειμένων πληροφορίας.

Ανεπάρκεια των προηγούμενων μεθόδων

Στο υποκεφάλαιο αυτό δείχνουμε τους λόγους για τους οποίους πιστεύουμε ότι το σύστημα πρέπει να ξανασχεδιαστεί από την αρχή. Η προσοχή μας εστιάζεται

¹³ Στο εξής «σύστημα ομάδων».

στον αλγόριθμο *TAP-MM-0.5*, που είναι υπερσύνολο όλων όσων έχουν παρουσιαστεί μέχρι στιγμής.

	Data	Popularity
Entity A:	1 2	0.5
Entity B:	1 3	0.5

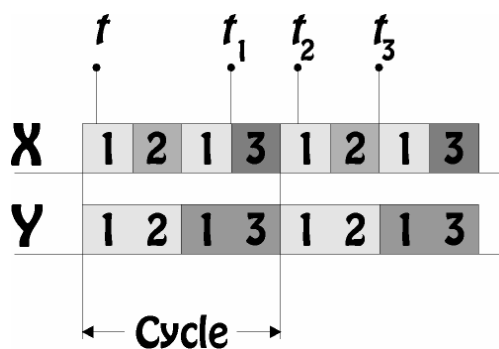
Εικόνα 3-1 : Δύο οντότητες πληροφορίας διαθέσιμες στους χρήστες.

	1	2	1	3
Item A:	$\frac{1}{2}$	5	$+$	$\frac{1}{2}$ ·3 \approx 4.0
Item B:	$\frac{1}{2}$	3	$+$	$\frac{1}{2}$ ·5 \approx 4.0
Average:	4.0			

Εικόνα 3-2 : Αποτελέσματα *TAP-MM-0.5*

Στην εικόνα 3-1 βλέπουμε μία απλή βάση δεδομένων. Αποτελείται από δύο οντότητες, Entity A=(1,2) και B=(1,3) οι οποίες για απλότητα έχουν θεωρηθεί ίδιας δημοτικότητας ($b_A = b_B = 0.5$). Αποφεύγουμε προς το παρόν να χαρακτηρίσουμε τις οντότητες αυτές ως «αντικείμενα» ή «ομάδες αντικειμένων», επειδή στη συνέχεια εξετάζουμε τις επιπτώσεις που έχει στην *ΜΣΑ* ο τρόπος που τις αντιμετωπίζουμε. Επίσης, τα αντικείμενα 1, 2 και 3 θεωρούνται ισομήκη, πράγμα που σημαίνει ότι οι οντότητες A και B είναι κατά το ήμισυ όμοιες σε περιεχόμενο.

Στην εικόνα 3-2 βλέπουμε το σχήμα εκπομπής που παράγει ο αλγόριθμος *TAP-MM-0.5*, αγνοώντας την κοινή περιοχή μεταξύ των οντοτήτων και θεωρώντας την κάθε μία ως αυτόνομο αντικείμενο (item) μήκους 2. Η Μέση Συνολική Αναμονή είναι 4.0.



Εικόνα 3-3 : Η οργάνωση της πληροφορίας επηρεάζει την καθυστέρηση.

	1	2	1	3
Group A:	$\frac{1}{4}$	2.5	$+$	$\frac{1}{4}$ ·4.5 $+$ $\frac{1}{4}$ ·3.5 $+$ $\frac{1}{4}$ ·2.5 \approx 3.25
Group B:	$\frac{1}{4}$	3.5	$+$	$\frac{1}{4}$ ·2.5 $+$ $\frac{1}{4}$ ·2.5 $+$ $\frac{1}{4}$ ·4.5 \approx 3.25
Average:	3.25			

Εικόνα 3-4 : Αποτελέσματα *TAP-MM-0.5* για πληροφορία οργανωμένη σε σελίδες.

Η κατάσταση μπορεί να βελτιωθεί, χωρίς να χρησιμοποιήσουμε άλλον αλγόριθμο, εάν παρατηρήσουμε στην 3-3 (Y) το εξής : Όταν μία αίτηση για την οντότητα A φθάνει μέσα στην περιοχή της A, πχ την στιγμή t, θα ικανοποιηθεί την στιγμή t_3 , επειδή το A χάνεται και πρέπει να ανακτηθεί από την αρχή. Η μέση καθυστέρηση είναι κατά μέσο όρο 5.5 μονάδες χρόνου. Αντίθετα, στην 3-3 (X) η σχετική αίτηση ικανοποιείται την στιγμή t_1 , με μόνο 2.5 μονάδες χρόνου σαν μέση καθυστέρηση. Έτσι καταλήγουμε στο συμπέρασμα ότι και μόνο η σελιδοποίηση μεγαλύτερων αντικειμένων με βάση τις κοινές περιοχές τους είναι ωφέλιμη. Στην εικόνα 3-4 βλέπουμε την *ΜΣΑ* για το ίδιο σχήμα, αλλά με περισσότερα αντικείμενα.

Σημαντικές παρατηρήσεις στα παραπάνω είναι οι εξής :

- Στην μετάδοση 3-3 (X) το σύστημα έχει μεγαλύτερη επιβάρυνση (overhead) λόγω των περισσότερων headers που εμφανίζονται συχνότερα. Στους παραπάνω υπολογισμούς η επιβάρυνση αυτή αγνοήθηκε ως

αμελητέα, αλλά θα αποτελούσε περιοχή περαιτέρω έρευνας ο βαθμός στον οποίο συμφέρει να τεμαχίζουμε τα μεγαλύτερα κομμάτια.

- Η βελτιωμένη απόδοση του 3-3 (X) δεν οφείλεται στον αλγόριθμο *TAPP-MM-0.5*, αλλά στον τρόπο οργάνωσης της πληροφορίας (παρατηρήστε ότι το σχήμα εκπομπής είναι το ίδιο).
- Στο σενάριο που περιγράψαμε παραπάνω, ο χρήστης του συστήματος 3-3 (X) έχει περισσότερες δυνατότητες από αυτόν του 3-3 (Y). Συγκεκριμένα λαμβάνει τα αντικείμενα που αποτελούν την ομάδα με οποιαδήποτε σειρά, πράγμα που δε συμβαίνει με τον 3-3 (Y), ο οποίος πρέπει να «ακούει» την μετάδοση του A από την αρχή μέχρι το τέλος της.
- Οι συγγραφείς εργασιών όπου παρουσιάζεται ο *TAPP-MM-0.5* ([2], [5]) δεν διευκρινίζουν τον τρόπο λειτουργίας του συστήματος, μεταξύ των δύο πιθανών.

	1 2 1 3	
Item A:	$\frac{1}{2} \cdot 4 + \frac{1}{2} \cdot 3 \approx 3.5$	
Item B:	$\frac{1}{2} \cdot 3 + \frac{1}{2} \cdot 4 \approx 3.5$	
	Average: 3.5	

Εικόνα 3-5 : ΜΣΑ για άπειρο βαθμό τεμαχισμού των οντοτήτων.

	1 2 3	
Group A:	$\frac{1}{3} \cdot 3.5 + \frac{1}{3} \cdot 3.5 + \frac{1}{3} \cdot 2.5 \approx 3.166$	
Group B:	$\frac{1}{3} \cdot 3.5 + \frac{1}{3} \cdot 2.5 + \frac{1}{3} \cdot 3.5 \approx 3.166$	
	Average: 3.166	

Εικόνα 3-6 : Ένα ακόμη καλύτερο σχήμα.

Οι επιδόσεις του συστήματος για απείρως λεπτό τεμαχισμό των οντοτήτων δίνονται στην εικόνα 3-5. Στο σύστημα αυτό η στιγμή που η αίτηση της 3-3 ικανοποιείται είναι η t_2 , με μέση καθυστέρηση 4.0. Ένα τέτοιο σύστημα θεωρήθηκε τεχνολογικά ανέφικτο, οπότε δεν θα ασχοληθούμε περαιτέρω με αυτό, συνεχίζοντας να θεωρούμε ανεπιτυχή την προσπάθεια αντικειμένου του οποίου η ανάγκη δημιουργήθηκε κατά την διάρκεια της μετάδοσής του, όπως γίνεται και στην βιβλιογραφία.

Παρ' όλα αυτά, είναι δυνατόν να βελτιωθεί κι άλλο η ΜΣΑ, και μάλιστα χωρίς την πρακτικά ανέφικτη προδιαγραφή του άπειρου τεμαχισμού, εάν κατασκευάσουμε το σχήμα εκπομπής σύμφωνα με τις νέες δυνατότητες που έχουμε εισάγει στο σύστημα. Στην εικόνα 3-6 βλέπουμε ένα σχήμα με την μικρότερη καθυστέρηση που έχουμε συναντήσει μέχρι τώρα (ΜΣΑ = 3.166). Σημειωτέον ότι ο αλγόριθμος *TAPP-MM-0.5* δε θα μπορούσε ποτέ να κατασκευάσει τέτοιο σχήμα, μιας και η απόφασή του για την επόμενη μετάδοση αφορά οντότητες και όχι μεμονωμένα τμήματα.

Συμπεράσματα και Προδιαγραφές

Με βάση όσα συζητήσαμε παραπάνω, καταλήγουμε στα εξής βασικά συμπεράσματα :

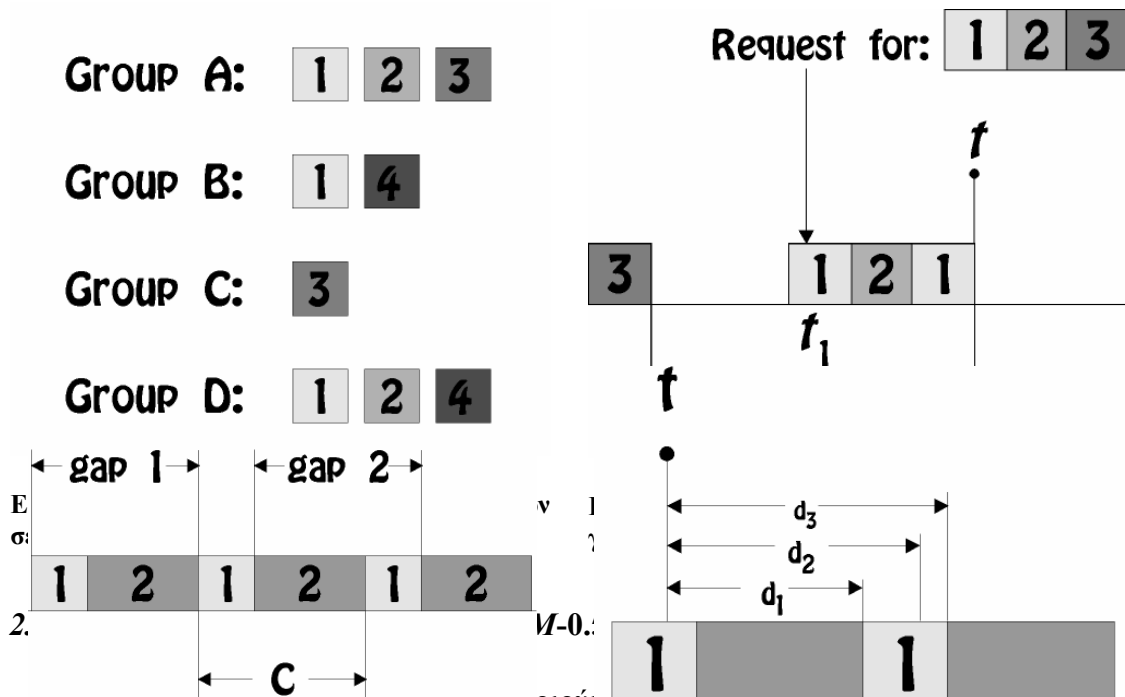
1. Επικαλυπτόμενα αντικείμενα είναι ωφέλιμο να θεωρούνται ως ομάδες μικρότερων αντικειμένων ίσου μεγέθους, οι οποίες δημιουργούνται με βάση τις κοινές περιοχές (σύγκρινε εικόνες 3-2 και 3-4). Αυτό σημαίνει ότι πρέπει να αναθεωρήσουμε τις προδιαγραφές των συστημάτων που έχουμε δει μέχρι τώρα.

- Εάν αποδεχτούμε την παραπάνω διαπίστωση, οι μέθοδοι κατασκευής σχημάτων εκπομπής που έχουμε εξετάσει στο προηγούμενο κεφάλαιο επιδέχονται βελτιώσεις (σύγκρινε εικόνες 3-4 και 3-6). Αυτό σημαίνει ότι για το αναθεωρημένο σύστημα, πρέπει να σχεδιαστεί εκ νέου αλγόριθμος κατασκευής σχήματος εκπομπής, ο οποίος μάλιστα θα παίρνει την απόφαση για την επόμενη μετάδοση σε επίπεδο αντικειμένου και όχι ομάδας.

Έτσι, ως προδιαγραφές του συστήματος ορίζουμε τις εξής :

- Ο χρόνος θεωρείται κβαντισμένος σε ισομήκης σχισμές, οι οποίες περιέχουν ισομεγέθη αντικείμενα, όπως στο υποκεφάλαιο 2.1.
- Το σύνολο των αντικειμένων που περιέχει η βάση δεδομένων οργανώνεται σε ομάδες (εικόνα 3-7). Οι ομάδες (groups), ως σύνολα αντικειμένων, δεν είναι ξένες μεταξύ τους. Η σύνθεση της κάθε ομάδας θεωρείται γνωστή από τους χρήστες, χωρίς να ενδιαφέρει το πως γίνεται αυτό.
- Οι αιτήσεις των χρηστών αφορούν πλέον ομάδες και όχι οποιοδήποτε από τα αντικείμενα και γίνονται ανά μία όπως και προηγουμένως, δηλαδή δεν μπορεί σε έναν χρήστη να δημιουργηθούν δύο αιτήσεις ταυτόχρονα. Μία αίτηση ικανοποιείται όταν ο χρήστης λάβει όλα τα αντικείμενα που αποτελούν τη σχετική ομάδα, ανεξαρτήτως σειράς (εικόνα 3-2).
- Οι δημοτικότητες συνεχίζουν να υπάρχουν σαν απαραίτητα δεδομένα, αλλά τώρα αναφέρονται στις ομάδες.

Οποσδήποτε το παράδειγμα που παρουσιάστηκε παραπάνω είναι εξαιρετικά μικρό, για να οδηγήσει σε αξιόπιστα συμπεράσματα. Ο σκοπός ήταν περισσότερο μία περιγραφή των διαφοροποιήσεων που εισάγει η παρουσία ομοιοτήτων στην βάση δεδομένων. Σε επόμενο υποκεφάλαιο θα παρουσιαστούν αριθμητικά αποτελέσματα από εξομοιώσεις του αλγορίθμου μας, για βάσεις δεδομένων «πραγματικών» διαστάσεων.



Εικόνα 3-9: Μια αίτηση για το αντικείμενο 1 μπορεί να θεωρησουμε ότι υποκειται σε αναμονή d_1 , d_2 ή d_3 . Εάν η οντότητα 1 δεν είναι συνεχής, δηλαδή είναι ομάδα αντικειμένων, η σωστή προσέγγιση είναι μόνο η d_2 . Αλλιώς, χωρίς βλάβη, μπορούμε να ορίσουμε την καθυστέρηση να είναι είτε d_1 είτε d_3 .

δυνατόν ίσες μεταξύ τους. Δηλαδή, εάν κάποιο αντικείμενο μεταδίδεται X φορές σε μία περίοδο συνολικού μήκους D , πρέπει δύο διαδοχικές εκπομπές του να απέχουν D/X σχισμές. Για την ιδεατή περίπτωση, ή για πάρα πολλά αντικείμενα προς μετάδοση, το διάστημα μεταξύ διαδοχικών εκπομπών γίνεται πρακτικά ίσο με D/X . Η απόσταση αυτή ονομάζεται στη βιβλιογραφία *spacing* (όπως είδαμε στο Κεφ. 2) ή *gap* (διάκενο). Στη συνέχεια, οι συγγραφείς της εργασίας αυτής, προχωρούν στο να ορίσουν την Μέση Συνολική Καθυστέρηση στην οποία υπόκεινται οι χρήστες κάποιου αντικειμένου ίση με το ήμισυ του διακένου του. Αυτό οδηγεί στο παράδοξο της εικόνας 3-9. Η εξήγηση είναι ότι, θεωρώντας την καθυστέρηση ίση με $gap/2$, στην ουσία αποδεχόμαστε ότι μία αίτηση για το αντικείμενο 1 που δημιουργείται την στιγμή t της εικόνας 3-10, θα ικανοποιηθεί την στιγμή $t+d_1$, δηλαδή τη στιγμή στην οποία αρχίζει η μετάδοση του αντικειμένου 1. Μαθηματικά ακριβές είναι βέβαια το $t+d_3$, αφού μία αίτηση θεωρούμε ότι ικανοποιείται με το πέρας της μετάδοσης των δεδομένων. Πιθανόν το σκεπτικό των Vaidya-Franklin είναι ότι η διαφορά d_3-d_1 ισούται με το μήκος του αντικειμένου, δηλαδή καθυστέρηση σταθερή και αναπόφευκτη, οπότε ελαχιστοποιώντας το d_1 , ελαχιστοποιείται και το d_3 . Επίσης, για τον συγκεκριμένο τρόπο μέτρησης, τα αποτελέσματά τους είναι, θεωρητικά αλλά και πειραματικά, βέλτιστα και μάλιστα η θεωρητική απόδειξη διευκολύνεται σημαντικά από έναν τέτοιο ορισμό της καθυστέρησης. Το κυρίως όμως ζήτημα είναι το εξής : στο σύστημα που θα ορίσουμε στο επόμενο εδάφιο, είναι απαραίτητη η έννοια της μνήμης στους χρήστες, δηλαδή η ικανότητα να ανακτούν δεδομένα σε τμήματα. Στο νέο αυτό σύστημα αντιστοιχεί η καθυστέρηση $t+d_2$ της εικόνας 3-10. Για να αποφραγίστουν όλα τα παραπάνω, αναφέρουμε ρητά τις διαφορές :

- Στο [5] η καθυστέρηση μίας αίτησης μετράται μέχρι τη στιγμή που αρχίζει η μετάδοση του αντικειμένου (βλ. d_1 , εικόνα 3-10). Ένας τέτοιος ορισμός της καθυστέρησης καθιστά αδιάφορο το αν οι χρήστες έχουν μνήμη ή όχι. Επίσης, χωρίς βλάβη της γενικότητας και της σχετικής θεωρίας, η καθυστέρηση αυτή μπορεί να θεωρηθεί και ίση με d_3 .
- Στο σύστημά μας, η καθυστέρηση μετράται μέχρι την στιγμή που ολοκληρώνεται η λήψη του αντικειμένου και επίσης οι χρήστες θεωρείται ότι διαθέτουν μνήμη (βλ. d_2 , εικόνα 3-10).

Προκειμένου η σύγκριση του *TΔΠ-MM-0.5* με τον αλγόριθμο εκπομπής που θα αναπτύξουμε στη συνέχεια να έχει νόημα, είναι αναγκαία η μετατροπή του πρώτου. Αμέσως παρακάτω παρουσιάζεται η θεωρητική ανάλυση που οδηγεί στην μετατροπή.

Μετατροπή του *TΔΠ-MM-0.5*

Θα χρησιμοποιούμε παρακάτω τη σημειολογία του υποκεφαλαίου 2.2.

Σύμφωνα με την εικόνα 3-10, η καθυστέρηση μίας αίτησης που εμφανίζεται μεταξύ της j και $j+1$ εμφάνισης του αντικειμένου i , θα είναι :

$$t_{ij} = \frac{l_i s_{ij}}{D} s_{ij} + \frac{s_{ij} - l_i}{D} \left(\frac{s_{ij} - l_i}{D} + l_i \right) = \frac{l_i s_{ij}}{D} + \frac{s_{ij}^2 - l_i^2}{D}$$

όπου D το μήκος της περιόδου. Η μέση καθυστέρηση δε του αντικειμένου i θα είναι :

$$t_i = \sum_{j=1}^{f_i} t_{ij} = l_i - \frac{l_i^2 f_i}{2D} + \frac{1}{2D} \sum_{j=1}^{f_i} s_{ij}^2$$

Αν τώρα υποθέσουμε (ιδεώδης περίπτωση) ότι όλες οι εμφανίσεις κάθε αντικείμενου ισαπέχουν μεταξύ τους, δηλαδή ότι για κάθε αντικείμενο i ισχύει $s_{ij}=s_i \forall j$, η συνολική αναμονή θα είναι (υπ' όψιν ότι \forall αντικείμενο i , $D = s_i f_i$, καθώς επίσης $q_i=l_i f_i / D$ η «παροχή» του αντικείμενου αυτού, δηλαδή το ποσοστό της περιόδου που αφιερώνεται στην μετάδοσή του) :

$$\begin{aligned} \text{Για να ελαχιστοποιηθεί } \frac{t}{2} \text{ θα πρέπει } \frac{\partial t}{\partial q_i} &= 0, \forall i. \text{ Λύνουμε λοιπόν την} \\ &= \sum l_i b_i + \frac{1}{2} \sum \frac{N}{f_i} b_i - \frac{1}{2} \sum \frac{D q_i}{f_i} b_i, \quad i=1, \dots, M \\ t = \sum t_i b_i = \sum l_i b_i + \frac{1}{2} \sum \frac{N}{f_i} b_i - \frac{1}{2} \sum \frac{D q_i}{f_i} b_i, \quad i=1, \dots, M \\ &= \sum l_i b_i + \frac{1}{2} \sum l_i b_i \left(\frac{1}{M} - q_i \right), \quad i=1, \dots, M \quad (1) \end{aligned}$$

εξίσωση :

$$0 = \frac{\partial t}{\partial q_i} = \frac{1}{2} \frac{\partial}{\partial q_i} \left[\sum_{i=1}^M \frac{l_i b_i}{q_i} - l_i b_i q_i \right] = \frac{\partial}{\partial q_i} \left[\frac{l_i b_i}{q_i} - l_i b_i q_i + \sum_{i=2}^{M-1} \left(\frac{l_i b_i}{q_i} - l_i b_i q_i \right) + \frac{l_M b_M}{1 - \sum_{i=2}^{M-1} q_i} \right]$$

$$= \frac{1}{2} \left[\frac{l_i b_i}{q_i} - l_i b_i + \frac{l_M b_M}{\left(1 - \sum_{i=1}^{M-1} q_i \right)^2} \right]$$

Items	Old Version	New Version
50	68.942	66.922
100	121.453	117.449
150	170.425	166.421
200	217.264	211.461
250	262.655	254.949
300	306.956	298.684
350	350.371	341.755
400	393.044	382.047
450	435.074	421.073
500	476.557	458.556

μετρ
Κεφ.

, \forall αντικείμενο i . (2)

ορισμό του q_i παραπάνω, προκύπτει ότι η του αλγόριθμου TAPI-MM-0.5 (βλ. εξίσωση 5

$$\frac{b_i}{l_i} + b_i l_i \quad 1 \leq i \leq M \quad (3)$$

Εικόνα 3-11 (α) : Σύγκριση επιδόσεων ορθότητας του παραπάνω θεωρητικού προαλγόριθμου, και νέας έκδοσης του ΕΠΕΤρήσει MM, για φθίνουσα κατανομή μεγεθών (μικρά δημοφιλή αντικείμενα) αποτελεσμάτων. Η κατανομή δημοτικότητας ενός μεν στο νέο σύστημα μετάδοσης και κατά χρήστες, αφ' ετέρου δε στο βελτιωμένο κριτήριο περίπτωση φθίνουσας κατανομής μεγεθών αντικείμενα είναι και τα μεγαλύτερα) η ποσά καθώς ο παράγοντας $b_i l_i$ που διαφοροποιεί την

Items	Old Version	New Version
50	124.379	119.855
100	224.830	216.774
150	319.339	309.478
200	410.266	397.052
250	498.688	483.523
300	585.143	565.450
350	670.008	649.911
400	753.522	728.688
450	835.929	806.480
500	917.314	879.200

Εικόνα 3-11 (β) : Σύγκριση επιδόσεων μεταξύ παλιάς και νέας έκδοσης του TAPI-MM, για φθίνουσα κατανομή μεγεθών (μεγάλα δημοφιλή αντικείμενα).

3. Ο αλγόριθμος *groupMAD*

Στο υποκεφάλαιο αυτό παρουσιάζεται σε επίπεδο σχεδίασης η υλοποίηση του αλγορίθμου *groupMAD*¹⁴, που αποτελεί την βασική συνεισφορά της εργασίας αυτής. Η σχεδίαση έγινε με βάση τις παρατηρήσεις και τα συμπεράσματα που είδαμε στο υποκεφάλαιο 3.1.

Δεδομένα

Τα δεδομένα που απαιτεί ο αλγόριθμος για να λειτουργήσει, είναι :

- M ομάδες σελίδων G_i , $i=1,..M$.
- Οι δημοτικότητες b_i των ομάδων, όπου $\sum b_i = 1$, $i=1,..M$.
- Τα μήκη l_i των ομάδων, $i=1,..M$.
- N σελίδες P_j , $j=1,..N$. Σημειωτέον ότι θεωρητικά δεν είναι απαραίτητο να ισχύει $N \geq M$, αφού οι ομάδες μπορούν να έχουν κοινές σελίδες. Ισχύει όμως ότι $l_i \leq N$, $i=1,..M$.
- Μία περιγραφή του ποιες σελίδες από τις N περιέχει κάθε ομάδα (εικόνα 3-7). Αυτή μπορεί να είναι ένα διάνυσμα $C = \{ C_1,..,C_M \}$, διανυσμάτων $C_m = \{ p_{m1},..,p_{mN} \}$ και $p_{ij} \in \{ P_1,..,P_N \}$. Δεν επιτρέπεται μία ομάδα να περιέχει δύο φορές την ίδια σελίδα.

Παράγοντες που χρησιμοποιούνται για την απόφαση

Με βάση την γνωστή από τα προηγούμενα ιδέα της χρήσης δεικτών για τη λήψη της απόφασης, θα χρειαστούμε μία μετρική. Οι ποσότητες δε, τις οποίες θα χρησιμοποιεί είναι :

- $last(i)$: Ο χρόνος, σε σχισμές, που έχει περάσει από την τελευταία φορά που μεταδόθηκε το αντικείμενο i (βλ. εικόνα 3-8).
- $pop(i)$: Ο αριθμός χρηστών που χρειάζονται το αντικείμενο i .
- $agg(i)$: Η συνολική καθυστέρηση των χρηστών που χρειάζονται το i ¹⁵.
- $hits(i)$: Το ποσοστό του πληθυσμού που χρειάζεται μόνο το αντικείμενο i . Θα λέμε αντίστοιχα ότι το αντικείμενο i είναι *hit* για μία αίτηση, όταν είναι το τελευταίο που απομένει στον χρήστη αυτό. Στην εικόνα 3-8 βλέπουμε ένα παράδειγμα. Η αίτηση που εμφανίζεται την στιγμή t_1 αποτελείται από 3 σελίδες. Την στιγμή t οι δύο από αυτές έχουν ανακτηθεί (η 1 και η 2). Στην αίτηση απομένει μόνο η σελίδα 3 για να ολοκληρωθεί, άρα είναι *hit* για την αίτηση αυτή.

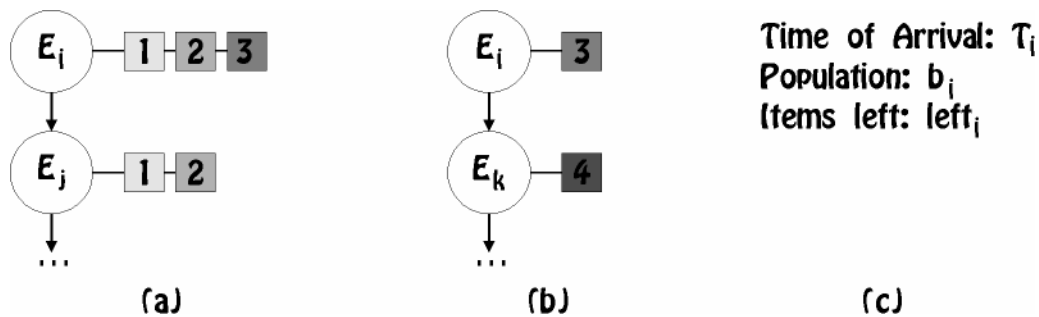
Και οι τρεις παραπάνω ποσότητες μεταβάλλονται με τον χρόνο, άρα θα ήταν πιο σωστή η παράστασή τους ως πχ $last_t(i)$, για την συγκεκριμένη χρονική στιγμή t . Παρ' όλα αυτά, επειδή ποτέ δεν χρειαζόμαστε άλλη τιμή τους εκτός από αυτήν που έχουν στο παρόν, παραλείπουμε τον δείκτη t για χάρη της απλούστερης αναπαράστασης.

¹⁴ Κατ' αναλογία με τον αλγόριθμο *TAP-0.5*, που ονομάστηκε *MAD*, στο πρόβλημα του οποίου έχουμε επιπλέον εισάγει ομάδες (groups).

¹⁵ Δηλαδή το «εμβαδό» που έχουν πίσω τους αυτοί που χρειάζονται το i , σε αντίθεση με το $pop(i)$ που εκφράζει απλά αριθμό, δηλαδή το «ύψος» στο οποίο έχει φτάσει η σχετική καμπύλη (εικόνα 2-5).

Οι ποσότητες $pop(i)$ και $hits(i)$ αποδείχθηκε πειραματικά ότι είναι απαραίτητες και οι δύο. Συγκρίνοντας με τον αλγόριθμο *MAD*, βλέπουμε ότι εκεί όλα τα αντικείμενα είναι hits στις σχετικές αιτήσεις, αφού υπάρχει αντιστοιχία 1-1 μεταξύ αιτήσεων και αντικειμένων. Προφανώς αυτό στην περίπτωση μας δεν ισχύει, αφού για παράδειγμα την στιγμή $t-1$ η αίτηση χρειάζεται τις σελίδες 1 και 3, άρα καμμία τους δεν είναι hit για την συγκεκριμένη αίτηση.

Σημειώνουμε επίσης ότι η χρήση της ποσότητας $hits(i)$ επιβάλλει την διατήρηση μίας δομής δεδομένων της οποίας η ενημέρωση και προσπέλαση κάνει την πολυπλοκότητα του αλγορίθμου μεγαλύτερη από $O(N)$. Η δομή αυτή περιέχει όλες τις αιτήσεις που έχουν δημιουργηθεί μέχρι στιγμής, με τις σελίδες που λείπουν από την κάθε μία για την ικανοποίησή της (εικόνα 3-11) και παρακάτω θα αναφερόμαστε σ' αυτήν με τον όρο «λίστα αιτήσεων» (“request list”). Κάθε καταχώρηση στη λίστα E_i αντιστοιχεί σε μία αίτηση της αντίστοιχης ομάδας G_i . Επομένως ο αριθμός καταχωρήσεων στη λίστα ισούται με τον αριθμό των εκκρεμών αιτήσεων. Σημειωτέον ότι στη λίστα μπορούν να υπάρχουν πολλές καταχωρήσεις E_i , αφού αιτήσεις καταφθάνουν συνεχώς.



Εικόνα 3-11 (a) : Δύο καταχωρήσεις στη λίστα αιτήσεων. (b) : Θεωρούμε ότι μεσολάβησε η μετάδοση των σελίδων 1 και 2, οπότε η μέν καταχώρηση E_j έχει διαγραφεί ως ικανοποιημένη, στη δε E_i υπολείπεται η σελίδα 3 για να διαγραφεί. (c) : Άλλες τιμές που περιλαμβάνει μία καταχώρηση της λίστας αιτήσεων.

Η συνάρτηση-μετρική

Έστω $I(j)$ ο δείκτης της σελίδας j , $1 \leq j \leq N$. Σύμφωνα με αυτά που είδαμε στο Κεφ. 2 και τις ποσότητες που ορίσαμε παραπάνω, μία καλή επιλογή της μετρικής για τον υπολογισμό των δεικτών θα ήταν η

$$I(j) = agg(j) \quad 1 \leq j \leq N$$

Παρ' όλα αυτά αποδείχθηκε πειραματικά ότι η *ΜΣΑ* της εκπομπής που προκύπτει από μία τέτοια μετρική είναι μεγαλύτερη από αυτήν του σχήματος *TAM-MM-0.5*. Παρακάτω θα δούμε συγκεκριμένες μετρήσεις.

Η συνάρτηση που χρησιμοποιείται για τους δείκτες των σελίδων είναι η :

$$I(j) = F_p pop(j) + F_h hits(j) + F_l last(j) \quad 1 \leq j \leq N$$

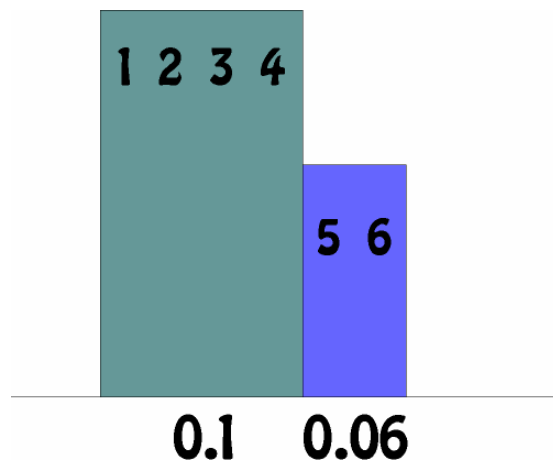
μεταδίδουμε δε την σελίδα u για την οποία το $I(u)$ είναι μεγαλύτερο από όλων των υπόλοιπων.

Ο προσδιορισμός των συντελεστών F_p , F_h και F_l γίνεται πειραματικά. Πειραματικά αποδείχθηκε ότι για συγκεκριμένες τιμές τους η ΜΣΑ ελαχιστοποιείται.

Ο αλγόριθμος groupMAD

Μετά από όλα αυτά, ο αλγόριθμος groupMAD είναι η παρακάτω ακολουθία ενεργειών, η οποία διενεργείται σε κάθε χρονική σχισμή :

- Για κάθε σελίδα P_j , θέτουμε $pop(p_j) = hits(p_j) = 0$, $j=1,..N$.
- Για κάθε ομάδα G_i , $i=1,..,M$ εισάγουμε στην λίστα αιτήσεων μία καταχώρηση E_i (entry) η οποία περιέχει την δημοτικότητα της ομάδας b_i , και τις σελίδες που της λείπουν για να ικανοποιηθεί (αρχικά όλες τις σελίδες του διανύσματος C_i).
- Για κάθε καταχώρηση της λίστας E_i , διατρέχουμε τις σελίδες που περιέχει και για κάθε σελίδα p από αυτές αυξάνουμε το $pop(p)$ κατά $b_i / left_i^{16}$, όπου $left_i$ ο αριθμός των σελίδων που απομένουν στην αίτηση E_i . Επίσης αν σε μία καταχώρηση μένει μόνο μία σελίδα, έστω q , αυξάνουμε το $hits(q)$ κατά b_i , αλλά στην περίπτωση αυτή δεν αυξάνουμε το $pop(q)$.
- Για κάθε σελίδα P_j , υπολογίζουμε το $I(j)$ και θεωρούμε ότι μεταδώσαμε την σελίδα P_{trans} , για την οποία το $I(\cdot)$ είναι μεγαλύτερο.
- Διατρέχουμε και πάλι τη λίστα, αυτή τη φορά ανανεώνοντας τις αιτήσεις, δηλαδή αφαιρώντας την σελίδα P_{trans} από όσες την περιλαμβάνουν. Εξαίρεση αποτελούν οι αιτήσεις τις οποίες προσθέσαμε κατά την τρέχουσα χρονική σχισμή, για τις οποίες η P_{trans} θεωρείται χαμένη. Αν κάποια αίτηση μείνει χωρίς σελίδες, σημαίνει ότι ικανοποιήθηκε, οπότε τη σβήνουμε από τη λίστα αιτήσεων.



Εικόνα 3-12 : Έστω οι δύο αυτές αιτήσεις, μία για την ομάδα (1,2,3,4) με πληθυσμό 0.1 και η άλλη για την (5,6) με πληθυσμό 0.06. Στην πρώτη περίπτωση έχουμε $pop(1) = \dots = pop(4) = 0.1$, $pop(5) = pop(6) = 0.06$ οπότε μεταδίδουμε 1,2,3,4,5,6 με συνολική καθυστέρηση 0.76. Διαιρώντας με το υπόλοιπο

Σημειώνεται ότι κατά την υλοποίηση του αλγορίθμου, για λόγους βελτιστοποίησης, δεν ακολουθείται ακριβώς η παραπάνω διαδικασία, αλλά μία ελαφρώς διαφορετική, με πολύ καλύτερες επιδόσεις σε χρονικό κόστος. Συγκεκριμένα η ποσότητα $pop(\cdot)$ μπορεί να υπολογίζεται αυξητικά (incrementally), χωρίς να είναι απαραίτητο να διατρέχεται η λίστα για αυτό το λόγο. Παρ' όλα αυτά είναι απαραίτητο η λίστα να διατρέχεται, λόγω της ποσότητας $hits(\cdot)$, η οποία δε στάθηκε δυνατό να υπολογιστεί αλλιώς. Τέλος η ανανέωση της λίστας και ο υπολογισμός των μετρικών γίνονται στην υλοποίηση με μία διάσχιση της λίστας και όχι δύο όπως στο παραπάνω σχήμα. Φυσικά ο αλγόριθμος που τελικά προκύπτει στην

¹⁶ Αυτό βρέθηκε πειραματικά ότι βελτιώνει την απόδοση, κατά περίπου 1-2%, έναντι του να αυξάνουμε το $pop(p)$ κατά b_i . Οι λόγοι για τους οποίους δοκιμάστηκε αυτή η παραλλαγή φαίνονται στην εικόνα 3-10.

υλοποίηση δεν διαφέρει καθόλου από αυτόν που παρουσιάσαμε, από λειτουργικής απόψεως.

Μέτρηση ΜΣΑ

Ο παραπάνω αλγόριθμος παράγει σαν έξοδο μία σελίδα προς μετάδοση για κάθε σχισμή. Μπορούμε ταυτόχρονα να μετρούμε και την ΜΣΑ του αποτελέσματός του, ως εξής :

Θεωρούμε αρχικά μία παγκόσμια μεταβλητή (global variable) ΣΑ (Συνολική Αναμονή), την οποία πριν την έναρξη του πειράματος θέτουμε ίση με 0 σχισμές.

Κατά τη διάρκεια του πειράματος πριν διαγράψουμε μία ικανοποιημένη αίτηση E_i προσθέτουμε την συνολική αναμονή της στην ΣΑ. Επομένως, κάθε χρονική στιγμή, η μεταβλητή ΣΑ περιέχει την συνολική καθυστέρηση του πληθυσμού, από την έναρξη του πειράματος.

Στο τέλος του πειράματος διαιρούμε τη Συνολική Αναμονή που έχουμε συλλέξει με τον αριθμό των σχισμών που διήρκεισε το πείραμα και έχουμε έτσι την Μέση Συνολική Αναμονή ή ΜΣΑ. Για καλύτερα αποτελέσματα είναι ωφέλιμο να αγνοούμε τις πρώτες σχισμές του πειράματος, επειδή το σχήμα μετάδοσης δεν έχει «ισορροπήσει» ακόμα. Από συγκεκριμένα πειράματα προκύπτει ότι το σχήμα έχει την τάση να ισορροπεί πάντοτε. Στα πειράματα αυτά αποδείχθηκε ότι μετά από μία αρχική μετάδοση τυχαίων αντικειμένων, το σχήμα εκπομπής καταλήγει πάντα στην ίδια περίοδο.

Σημειωτέον ότι μία αίτηση καθυστερεί πάντοτε $n+1/2$ σχισμές, όπου n φυσικός αριθμός, λόγω της υπόθεσης που κάνουμε ότι οι αιτήσεις φθάνουν πάντοτε στο μέσο μιας σχισμής και επίσης το μεταδιδόμενο εκείνη τη στιγμή αντικείμενο χάνεται. Η υπόθεση αυτή όχι μόνο δεν προκαλεί βλάβη, αλλά είναι και απαραίτητη προκειμένου τα πειραματικά αποτελέσματα να συμπίπτουν με αυτά που μπορεί κανείς να υπολογίσει θεωρητικά. Σημειωτέον επίσης ότι καμμία αίτηση δεν μπορεί να καθυστερήσει λιγότερο από 1.5 σχισμές μέχρι να ικανοποιηθεί.

4. Πειραματικά αποτελέσματα

Στο υποκεφάλαιο αυτό θα δούμε τα αριθμητικά αποτελέσματα από μετρήσεις που έγιναν προκειμένου να διαπιστωθούν τα εξής :

- Η υπεροχή του *groupMAD* έναντι των προηγούμενων, σε βάση δεδομένων με κοινές περιοχές. Κυρίως συγκρίνουμε με τον *ΤΑΠ-ΜΜ-0.5*.
- Το αν ο *groupMAD* είναι «υπερσύνολο» των προηγούμενων, δηλαδή αν συμπεριφέρεται εξίσου καλά για βάσεις δεδομένων χωρίς κοινές περιοχές.
- Η διακύμανση των βέλτιστων συντελεστών F_p , F_h και F_l ανάλογα με τα υπόλοιπα δεδομένα του προβλήματος.

Κατανομές δεδομένων και άλλες συμβάσεις

Προτού παρουσιάσουμε τα αποτελέσματα είναι απαραίτητη η αναφορά των παραμέτρων που επηρεάζουν τις μετρήσεις, καθώς και των κατανομών/συμβολισμών που τις περιγράφουν.

Για τις δημοτικότητες των ομάδων χρησιμοποιήθηκε η κατανομή Zipf I, η οποία σημειωτέον ότι είναι φθίνουσα εξ ορισμού.

Για τα μήκη των ομάδων χρησιμοποιήθηκε η αύξουσα κατανομή που είδαμε στο Κεφ. 2 (εικόνες 2-14 και 2-15). Η έκταση των μεγεθών όμως δεν κρατήθηκε σταθερή σε μήκη από 1 έως 10.

Η περιγραφή των ομάδων, δηλαδή η κατασκευή των διανυσμάτων C_m , $m=1, \dots, M$, έγινε ως εξής: Έστω $TotalPages = \psi$, δηλαδή το συνολικό μήκος της βάσης δεδομένων σε σελίδες (ή ισοδύναμα το άθροισμα μηκών όλων των ομάδων της ίσο με 550). Με τον όρο *Επικάλυψη Επιπέδου* $\Pi \{ \epsilon_1, \dots, \epsilon_\Pi \}$, θα εννοούμε ότι $TotalPages \cdot \epsilon_i$ εμφανίζονται $i+1$ φορές μέσα στη βάση. Για παράδειγμα, σε μία βάση μεγέθους 550 σελίδων, μία *Επικάλυψη Επιπέδου* 2 $\{0.1, 0.05\}$ σημαίνει ότι $550 \cdot 0.1 = 55$ σελίδες θα εμφανίζονται δύο φορές, και $550 \cdot 0.05 = 27$ σελίδες θα εμφανίζονται τρεις φορές, οπότε οδηγούμαστε σε μία βάση δεδομένων συνολικού μήκους 550, αλλά που περιέχει μόνο 441 διαφορετικά μεταξύ τους αντικείμενα (οι υπόλοιπες 109 θέσεις καλύπτονται από τις επανεμφανίσεις τους). Προφανώς όσο μεγαλύτερο το επίπεδο Π της επικάλυψης και τα ποσοστά ϵ_i , τόσο μεγαλύτερες οι επικαλυπτόμενες περιοχές της βάσης μας. Σημειωτέον ότι σύμφωνα με τον παραπάνω ορισμό δεν μπορεί να ισχύει $\sum (i+1)\epsilon_i > 1$, $i=1, \dots, \Pi$, αφού τότε η υπερκάλυψη γίνεται τόσο μεγάλη που υπερβαίνει το μέγεθος της βάσης. Τέλος, μία επικάλυψη επιπέδου $\Pi=0$ θα σημαίνει ότι οι ομάδες είναι διαφορετικές μεταξύ τους, χωρίς κανένα αντικείμενο να υπάρχει δύο φορές. Η διανομή των αντικειμένων σε ομάδες, δηλαδή το σε ποιες σελίδες θα ανήκουν, γίνεται με τυχαίο τρόπο (συνάρτηση `rand()` της ANSI-C), φροντίζοντας βέβαια να μην ανήκει κάποιο αντικείμενο σε μία ομάδα δύο φορές.

Αποτελέσματα για επικαλύψεις τύπου $I(x)$

Τα πειράματα αυτά έγιναν για 100 ομάδες αντικειμένων με κατανομή δημοτικότητας Zipf I και αύξουσα κατανομή μεγεθών εύρους 1 έως 10. Το συνολικό μέγεθος της βάσης δεδομένων που προκύπτει είναι 550 αντικείμενα.

Παρουσιάζουμε εδώ τα αποτελέσματα για επικαλύψεις στις οποίες υπάρχουν μόνο διπλά αντικείμενα, σε ποσοστό 0.1, 0.2, 0.3, 0.4 και 0.5.

Σημειωτέον ότι το θεωρητικό κάτω φράγμα της *ΜΣΑ* για σύστημα και σχήμα εκπομπής του Κεφ. 2.2 είναι 121.229 σχισμές. Αυτό σημαίνει ότι ένα σύστημα και σχήμα εκπομπής σαν της εικόνας 3-2 θα είχαν επίδοση λίγο μεγαλύτερη από 121.229.

x	<i>Distinct Items</i>	<i>Optimal Factors</i>	<i>pipWL-0.5 delay</i>	<i>groupMAD delay</i>	%
0.1	495	1000 490 1	118.230	121.374	-2.66
0.2	440	850 500 1	119.319	118.112	1.01
0.3	385	380 235 1	117.458	111.837	4.79
0.4	330	450 281 1	116.880	103.954	11.06
0.5	275	95 95 1	114.924	94.932	17.40

Εικόνα 3-11 : *ΜΣΑ* για υπερκάλυψη τύπου $I(x)$ με μήκος βάσης 550.

Στην πράξη επιβεβαιώσαμε ότι αυτό ισχύει, αν και όχι με την ίδια ακρίβεια με αυτή που παρουσιάζεται στις σχετικές εργασίες ([2] και [5]). Αυτό οφείλεται στον διαφορετικό τρόπο με τον οποίο έγιναν οι μετρήσεις

Η πρώτη παρατήρηση είναι ότι όλες οι τιμές του *TAPI-MM-0.5* είναι κάτω από το θεωρητικό κάτω φράγμα, πράγμα αναμενόμενο αφού η διαφορά αυτή

εκφράζει την βελτίωση του αποτελέσματος λόγω αλλαγής του συστήματος (σύγκρινε και εικόνες 3-2 με 3-4). Δεύτερη παρατήρηση είναι ότι για μικρή επικάλυψη ο αλγόριθμος *TAPI-MM-0.5* συμπεριφέρεται καλύτερα. Τέλος, βλέπουμε ότι οι βέλτιστοι συντελεστές μειώνονται με την μείωση του αριθμού των αντικειμένων που υπάρχουν στη βάση δεδομένων κάθε φορά. Οι παρατηρήσεις αυτές ισχύουν και για όλες τις περιπτώσεις που εξετάζονται στη συνέχεια.

Αποτελέσματα για επικαλύψεις τύπου $2(0, x)$

Εξετάζουμε τώρα για τις ίδιες κατανομές μηκών και δημοτικότητας την περίπτωση όπου έχουμε μόνο τριπλά αντικείμενα, δηλαδή επικαλύψεις της μορφής $2(0, x)$.

x	Distinct Items	Optimal Factors	<i>pipWL-0.5</i> delay	<i>groupMAD</i> delay	%
0.10	440	400 270 1	116.105	112.187	3.37
0.15	386	400 270 1	113.696	104.123	8.42
0.20	330	400 275 1	111.907	96.258	13.98
0.25	276	300 220 1	109.497	87.827	19.79

Εικόνα 3-12 : ΜΣΑ για υπερκάλυψη τύπου $2(0,x)$ με μήκος βάσης 550.

Ενδιαφέροντα είναι η σύγκριση με τις τιμές του πίνακα 3-11, για ίδιο αριθμό αντικειμένων στη βάση. Οι υπερκαλύψεις $1(0,2)$ και $2(0, 0.1)$ οδηγούν και οι δύο σε βάση με 440 αντικείμενα. Στην περίπτωση $2(0, 0.1)$ όμως τα αποτελέσματα είναι καλύτερα και για τους δύο αλγόριθμους, διότι παρ' όλο που ο αριθμός των αντικειμένων είναι ίδιος, τα επαναλαμβανόμενα αντικείμενα είναι λιγότερα και επαναλαμβάνονται πιο πολλές φορές το καθένα. Το αποτέλεσμα λοιπόν αυτό είναι αναμενόμενο και η παρατήρηση ισχύει και για τα παρακάτω.

Μία άλλη παρατήρηση, η οποία επίσης θα δούμε να επαληθεύεται και στη συνέχεια, είναι ότι ο *TAPI-MM-0.5* βελτιώνεται, με την μείωση των αντικειμένων, αλλά όχι με τον ίδιο ρυθμό όπως ο *groupMAD*. Αυτό βέβαια συμβαίνει λόγω του ότι δεν είναι σχεδιασμένος για να λαμβάνει υπ' όψιν του τις υπερκαλύψεις των ομάδων.

Αποτελέσματα για επικαλύψεις τύπου $3(0, 0, x)$

x	Distinct Items	Optimal Factors	<i>pipWL-0.5</i> delay	<i>groupMAD</i> delay	%
0.05	469	450 225 1	116.449	114.625	1.57
0.10	385	350 200 1	110.407	97.981	11.25
0.15	304	325 225 1	107.154	86.258	19.50
0.20	220	250 200 1	101.741	72.591	28.65

Εικόνα 3-13 : ΜΣΑ για υπερκάλυψη τύπου $3(0,0,x)$ με μήκος βάσης 550.

Για μόνο τετραπλά αντικείμενα, τα αποτελέσματα συμβαδίζουν με τα συμπεράσματα στα οποία έχουμε καταλήξει μέχρι στιγμής.

Η περίπτωση $3(0,0,0.20)$ είναι η μόνη που έχουμε δει μέχρι τώρα στην οποία τα αντικείμενα είναι λιγότερα από το μισό του μεγέθους της βάσης. Αυτό σημαίνει ότι δεν υπάρχει κανένα αντικείμενο που ανήκει μόνο σε μία ομάδα.

Αποτελέσματα για επικαλύψεις τύπου $2(x, y)$

Μελετούμε στη συνέχεια τις περιπτώσεις εκείνες όπου υπάρχουν διπλά και τριπλά αντικείμενα ταυτόχρονα, για τις ίδιες κατανομές δημοτικότητας και μηκών με παραπάνω. Αξίζει να υπενθυμίσουμε ότι σε όλα τα παραδείγματα που έχουμε δει μέχρι τώρα καθώς και σε αυτό, το θεωρητικό κάτω φράγμα του συστήματος της εικόνας 3-2 παραμένει 121.229, αφού δεν εξαρτάται από τυχόν υπερκαλύψεις.

x	y	Distinct Items	Optimal Factors	pipWL-0.5 delay	groupMAD delay	%
0.05	0.05	469	350 250 1	117.752	119.785	-1.73
0.05	0.10	413	350 250 1	116.815	112.449	3.74
0.05	0.15	359	400 275 1	115.700	104.993	9.25
0.10	0.05	441	450 250 1	117.356	118.234	-0.75
0.10	0.10	385	300 250 1	116.112	109.685	5.54
0.10	0.15	331	350 225 1	114.663	101.867	11.16
0.15	0.05	414	300 237 1	116.718	114.299	2.07
0.15	0.10	358	300 200 1	115.931	107.624	7.17
0.15	0.15	304	200 200 1	114.28	98.328	13.95

Εικόνα 3-14 : ΜΣΑ για υπερκάλυψη τύπου $2(x,y)$ με μήκος βάσης 550.

Παρατηρούμε ότι για περίπου ίσο αριθμό αντικειμένων, οι επιδόσεις είναι καλύτερες για την περίπτωση εκείνη που έχει τα περισσότερα τριπλά αντικείμενα. Πχ αυτό ισχύει ανάμεσα στις περιπτώσεις $2(0.05,0.15)$ και $2(0.15,0.10)$. Επίσης, όλες οι προηγούμενες παρατηρήσεις επαληθεύονται και εδώ.

Μεταβολή του πλήθους των ομάδων

x	y	Distinct Items	Optimal Factors	pipWL-0.5 delay	groupMAD delay	%
0.05	0.05	469	375 275 1	116.467	118.560	-1.80
0.05	0.10	413	350 250 1	113.110	109.353	3.32
0.05	0.15	359	350 300 1	110.034	99.456	9.61
0.10	0.05	441	400 300 1	114.507	114.141	0.32
0.10	0.10	385	300 250 1	111.627	105.032	5.91
0.10	0.15	331	250 250 1	108.982	97.111	10.89
0.15	0.05	414	200 250 1	114.239	111.191	2.67
0.15	0.10	358	225 275 1	110.879	101.492	8.47
0.15	0.15	304	225 225 1	108.441	93.239	14.02

Εικόνα 3-15: ΜΣΑ για υπερκάλυψη τύπου $2(x,y)$ με μήκος βάσης 550.

Μέχρι στιγμής μελετήσαμε περιπτώσεις για 100 ομάδες αντικειμένων και αντίστοιχα μεγέθη από 1 έως 10. Στον παρακάτω πίνακα βλέπουμε αποτελέσματα για 184 ομάδες αντικειμένων (δημοτικότητες zipf I, όπως και προηγουμένως) μεγέθους 1 έως 5 (αύξουσα κατανομή, όπως και προηγουμένως). Ο αριθμός 184 των ομάδων επιλέχτηκε έτσι ώστε το μέγεθος της βάσης δεδομένων που προκύπτει να είναι και πάλι 550.

Συγκρίνοντας τους πίνακες 3-14 και 3-15, παρατηρούμε ότι οι καθυστερήσεις είναι γενικά μικρότερες, γεγονός φυσικό, αφού στην δεύτερη περίπτωση οι ομάδες αποτελούνται από λιγότερα αντικείμενα επομένως οι αντίστοιχες αιτήσεις ικανοποιούνται γρηγορότερα. Ενώ όμως το μέγεθος των ομάδων μειώθηκε σχεδόν κατά το ήμισυ, η *ΜΣΑ* δεν παρουσίασε ανάλογη μείωση. Αυτό συμβαίνει επειδή το μέγεθος της βάσης και το πλήθος των αντικειμένων παρέμεινε σταθερό, που σημαίνει ότι ο αριθμός των «συναγωνιστών» κάθε αντικειμένου δεν έχει αλλάξει..

Επίσης, ο αλγόριθμος *groupMAD* εμφανίζει, στον πίνακα 3-15 ελαφρώς καλύτερη ποσοστιαία βελτίωση από αυτήν του 3-14. Αυτό συμβαίνει λόγω του ότι ο *groupMAD* είναι αρκετά ευπαθής στην ανάμειξη μεταδιδόμενων ομάδων, πράγμα που όπως θα δούμε και παρακάτω είναι η αιτία που για μικρές επικαλύψεις δίνει χειρότερα αποτελέσματα. Για μεγέθη 1-10 η πιθανότητα να διακοπεί η μετάδοση μιας ομάδας από τα αντικείμενα μιας άλλης, χωρίς να είναι κοινά, είναι μεγαλύτερη. Προφανώς ο *TΔΠ-ΜΜ-0.5* δεν επηρεάζεται από αυτό το γεγονός, διότι εκ κατασκευής μεταδίδει τις ομάδες συνεχόμενες, οπότε και παρουσιάζει μία βελτίωση λόγω απλώς του μικρότερου μήκους ομάδων.

Σημειώνεται ότι τώρα το θεωρητικό κάτω φράγμα για το σύστημα της εικόνας 3-2 είναι 121.684, ελάχιστα διαφορετικό από το φράγμα της προηγούμενης περίπτωσης (121.229). Επομένως εδώ έχουμε μεγαλύτερη βελτίωση του σχήματος εκπομπής του *TΔΠ-ΜΜ-0.5* σε σύγκριση με το θεωρητικό φράγμα, πράγμα που εξηγείται από το ότι ο υπολογισμός του κάτω φράγματος δεν λαμβάνει υπόψιν τις κοινές περιοχές μεταξύ των δεδομένων, καθώς και το ότι το σύστημα της 3-2 δεν είναι σχεδιασμένο έτσι ώστε να τις εκμεταλλεύεται. Οπότε τα αποτελέσματα της 3-2 είναι αναμενόμενο να μένουν ανεπηρέαστα από την μείωση του μεγέθους των ομάδων και την παράλληλη αύξηση του αριθμού τους, ενώ τα τρέχοντα όχι, αφού λιγότερα αντικείμενα ανά ομάδα σημαίνει, στο σύστημά μας, περισσότερες πιθανότητες να ικανοποιηθεί γρήγορα μία αίτηση. Ιδιαίτερα κατά την μετάδοση σχήματος εκπομπής κατασκευασμένο από τον *TΔΠ-ΜΜ-0.5* το μικρό μήκος ομάδων έχει ιδιαίτερη βαρύτητα, αφού πολλές αιτήσεις ικανοποιούνται «κατά τύχη», έχοντας λάβει τα αντικείμενά τους από μεταδόσεις άλλων ομάδων, που έτυχε να περιέχουν τα ίδια.

Μεταβολή του μεγέθους των ομάδων

Με βάση την παραπάνω παρατήρηση και ξεκινώντας και πάλι από το αρχικό παράδειγμα των 100 ομάδων με μήκη 1 έως 10, τροποποιούμε τα δεδομένα έτσι ώστε να έχουμε 100 ομάδες με μήκη 1 έως 5. Ο συγκεκριμένος συνδυασμός δίνει μέγεθος βάσης δεδομένων 300. Το θεωρητικό κάτω φράγμα είναι τώρα 72.786.

Στην περίπτωση αυτή βλέπουμε μία ακόμη μεγαλύτερη ποσοστιαία βελτίωση της *ΜΣΑ*, μεταξύ *groupMAD* και *TΔΠ-ΜΜ-0.5*. Η εξήγηση είναι ότι η πιθανότητα διακοπής μετάδοσης μιας ομάδας, χωρίς ωφέλιμο αντάλλαγμα, είναι στην περίπτωση αυτή ακόμα μικρότερη, αφού και οι ομάδες είναι μικρές αλλά και το σύνολο των αντικειμένων είναι μικρότερο από πριν.

x	y	Distinct Items	Optimal Factors	pipWL-0.5 delay	groupMAD delay	%
0.05	0.05	255	175 175 1	70.398	71.113	-1.02
0.05	0.10	225	175 175 1	68.803	65.971	4.12
0.05	0.15	195	120 150 1	67.265	60.645	9.84
0.10	0.05	240	225 175 1	69.911	70.115	-0.29
0.10	0.10	210	130 175 1	68.623	64.532	5.96
0.10	0.15	180	93 122 1	66.443	57.789	13.02
0.15	0.05	225	130 150 1	69.993	68.011	2.83
0.15	0.10	195	120 150 1	68.241	61.557	9.79
0.15	0.15	165	100 125 1	65.816	55.568	15.57

Εικόνα 3-16: ΜΣΑ για υπερκάλυψη τύπου 2(x,y) με μήκος βάσης 300.

Μεταβολή του αριθμού των ομάδων

Στην περίπτωση αυτή έχουμε μεγέθη 1 έως 10, αλλά 50 ομάδες αντικειμένων. Το μέγεθος της βάσης δεδομένων είναι 275 σχισμές.

x	y	Distinct Items	Optimal Factors	pipWL-0.5 delay	groupMAD delay	%
0.05	0.05	236	175 150 1	67.540	68.386	-1.25
0.05	0.10	208	190 175 1	66.227	63.457	4.18
0.05	0.15	180	115 100 1	65.294	59.188	9.35
0.10	0.05	222	275 175 1	67.203	66.184	1.52
0.10	0.10	194	250 150 1	66.127	62.331	5.74
0.10	0.15	166	180 138 1	65.428	57.285	12.45
0.15	0.05	208	200 150 1	66.683	65.013	2.50
0.15	0.10	180	142 120 1	66.060	61.107	7.50
0.15	0.15	152	94 80 1	65.093	55.337	14.99

Εικόνα 3-17: ΜΣΑ για υπερκάλυψη τύπου 2(x,y) με μήκος βάσης 275.

Το θεωρητικό κάτω φράγμα στην περίπτωση αυτή είναι 68.664. Τα αποτελέσματα είναι αναλογικά όμοια με αυτά της προηγούμενης περίπτωσης, σε σχέση με τον αριθμό αντικειμένων.

Φθίνουσα κατανομή μεγεθών

Όλα τα παραπάνω παραδείγματα χαρακτηρίζονται από αύξουσα κατανομή μεγεθών ομάδων και zipf I κατανομή δημοτικότητας. Αυτό, όπως έχουμε εξηγήσει, σημαίνει ότι τα δημοφιλή αντικείμενα είναι και μικρά. Τώρα μελετάμε την αντίθετη περίπτωση κατά την οποία η κατανομή μεγεθών είναι φθίνουσα για μεγέθη 1 έως 10, ενώ η κατανομή δημοτικότητας παραμένει zipf I (πίνακας 3-18). Έχοντας 100 ομάδες, το μέγεθος της βάσης είναι 550 σχισμές.

Το θεωρητικό κάτω φράγμα (224.529) καθώς και όλες οι τιμές του πίνακα 2-18 παρατηρούμε ότι είναι μεγαλύτερα από την περίπτωση του πίνακα 3-14, του οποίου οι παράμετροι διαφέρουν μόνο ως προς την κατανομή δημοτικότητας. Αυτό εξηγείται εύκολα από την παρατήρηση ότι στον 3-18 οι δημοφιλείς ομάδες είναι οι

x	y	Distinct Items	Optimal Factors	pipWL-0.5 delay	groupMAD delay	%
0.05	0.05	469	250 400 1	219.033	215.019	1.83
0.05	0.10	413	200 350 1	216.580	204.189	5.72
0.05	0.15	359	200 250 1	213.690	192.914	9.72
0.10	0.05	441	230 400 1	218.277	212.007	2.87
0.10	0.10	385	225 350 1	215.232	200.971	6.63
0.10	0.15	331	200 350 1	212.297	185.522	12.61
0.15	0.05	414	275 350 1	217.192	208.972	3.78
0.15	0.10	358	225 275 1	214.929	195.654	8.97
0.15	0.15	304	175 200 1	210.084	178.487	15.04

Εικόνα 3-18 : ΜΣΑ για υπερκάλυψη τύπου 2(x,y) για βάση μήκους 550 σχισμών με μεγάλα δημοφιλή αντικείμενα.

μεγαλύτερες, άρα το μεγαλύτερο μέρος του πληθυσμού είναι δυσκολότερο να ικανοποιηθεί.

Άλλη σημαντική παρατήρηση είναι ότι σ' αυτήν την περίπτωση ο αλγόριθμος *groupMAD* έχει καλύτερη επίδοση για όλους τους βαθμούς υπερκάλυψης, ακόμα και για τους μικρότερους, πράγμα που δε συνέβαινε στα προηγούμενα.

Ομοιόμορφη κατανομή δημοτικότητας

Τέλος, εξετάζουμε την περίπτωση στην οποία όλες οι ομάδες έχουν ίδια δημοτικότητα (εικόνα 3-19). Η κατανομή μεγεθών είναι επίσης ομοιόμορφη, από 1 έως 10 σχισμές. Σημειωτέον ότι εφ' όσον η κατανομή δημοτικότητας δεν είναι πλέον zipf I ή κάποια άλλη αύξουσα κατανομή, αλλά ομοιόμορφη, η διάταξη των μεγεθών των ομάδων δεν παίζει ρόλο, οπότε στην πράξη η κατανομή μεγεθών ήταν αύξουσα, χωρίς βλάβη.

x	y	Distinct Items	Optimal Factors	pipWL-0.5 delay	groupMAD delay	%
0.05	0.05	469	225 300 1	251.245	238.075	5.24
0.05	0.10	413	175 225 1	248.412	223.126	10.18
0.05	0.15	359	225 225 1	244.677	206.884	15.45
0.10	0.05	441	225 225 1	250.532	235.882	5.85
0.10	0.10	385	225 250 1	246.817	217.193	12.00
0.10	0.15	331	175 225 1	242.672	198.263	18.30
0.15	0.05	414	225 275 1	248.741	227.424	8.57
0.15	0.10	358	175 225 1	246.160	211.849	13.94
0.15	0.15	304	200 250 1	241.134	189.535	21.40

Εικόνα 3-19 : ΜΣΑ για υπερκάλυψη τύπου 2(x,y) για βάση μήκους 550 σχισμών με ίδια δημοτικότητα για όλες τις ομάδες.

Στην περίπτωση αυτή τα αποτελέσματα, καθώς και το θεωρητικό κάτω φράγμα (257.911) είναι ακόμη μεγαλύτερα. Η περίπτωση αυτή δηλαδή είναι η πιο απαιτητική από όλες όσες έχουμε μελετήσει μέχρι τώρα. Αυτό συμβαίνει επειδή δεν υπάρχουν πλέον κάποια ιδιαίτερα δημοφιλή αντικείμενα, έτσι ώστε με μία τους μετάδοση να ικανοποιείται μεγάλο μέρος του πληθυσμού.

Επίσης και σε αυτήν την περίπτωση η επίδοση του *groupMAD* είναι καλύτερη για όλους τους βαθμούς επικάλυψης.

5. Πολυπλοκότητα του *groupMAD*

Όπως είδαμε παραπάνω, βασικός λόγος της αυξημένης υπολογιστικής πολυπλοκότητας του *groupMAD* είναι η διάσχιση της λίστας αιτήσεων. Το μέγεθος της λίστας εξαρτάται από τα δεδομένα, κατά τον εξής τρόπο : όσο μεγαλύτερη είναι η *ΜΣΑ* για τη συγκεκριμένη περίπτωση, τόσο περισσότερες αιτήσεις θα υπάρχουν, κατά μέσο όρο, κάθε χρονική στιγμή στην λίστα. Έτσι, η εφαρμογή του *groupMAD* σε βάση δεδομένων που οδηγεί σε μεγάλη *ΜΣΑ* έχει μεγαλύτερη πολυπλοκότητα από την εφαρμογή του σε βάση με ίδιο αριθμό ομάδων αλλά μικρότερη *ΜΣΑ* (αυτό δεν είναι απίθανο να συμβεί, εάν πχ η επικάλυψη στη δεύτερη περίπτωση είναι πολύ μεγαλύτερη). Ο κύριος παράγοντας που επηρεάζει το μέγεθος της λίστας, και άρα και την πολυπλοκότητα του αλγορίθμου είναι ο αριθμός των ομάδων.

Μεγάλη βελτίωση στο υπολογιστικό κόστος του αλγορίθμου παίζει η εξής βελτίωση : κατά την εισαγωγή των νεοαφιχθέντων αιτήσεων στη λίστα, δεν είναι αναγκαίο να δημιουργήσουμε καινούριες εγγραφές σε αυτές. Αντίθετα, στην περίπτωση που η αντίστοιχη αίτηση της προηγούμενης σχισμής είναι «άθικτη» ακόμα, απλώς προσθέτουμε την δημοτικότητα b_i (βλ. εικόνα 3-5) της αίτησης αυτής στην ήδη υπάρχουσα εγγραφή. Η περίπτωση αυτή, για σενάρια δεκάδων ομάδων και μέγεθος βάσης εκατοντάδες αντικείμενα, είναι περισσότερο ο κανόνας παρά η εξαίρεση και έτσι η οικονομία είναι πολύ μεγάλη.

Groups	Mean Aggregate Delay	RL Size	Optimized RL Size	%
50	68	6997	1234	567.0
50	120	7233	1498	482.8
100	70	15820	1823	867.8
100	121	27896	4026	692.9
100	224	28817	4896	588.6
184	121	51262	5282	970.5
184	203	52343	6198	844.5

Εικόνα 3-20 : Ενδεικτικές τιμές του μέσου μεγέθους της λίστας αιτήσεων (σε εγγραφές), για διάφορες παραμέτρους. “*Optimized Request List*” ονομάζουμε την βελτιωμένη έκδοση της λίστας, η οποία προσθέτει νέες εγγραφές μόνο όταν είναι απαραίτητο, αλλιώς τις συγχωνεύει.

Στον πίνακα 3-20 βλέπουμε ενδεικτικές τιμές του μέσου μεγέθους της λίστας αιτήσεων για διάφορους αριθμούς ομάδων και *ΜΣΑ*.

6. Συμπεράσματα

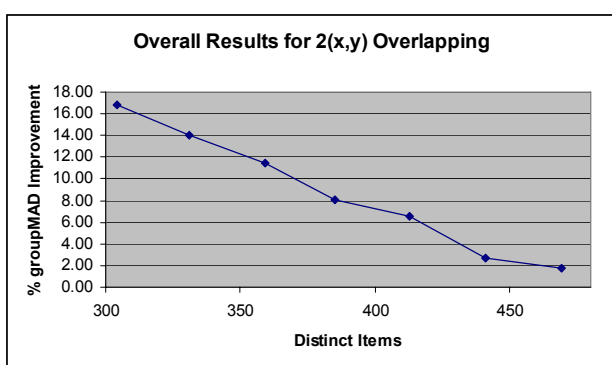
Στο κεφάλαιο αυτό δείξαμε ότι, προκειμένου να εκμεταλλευτούμε τις ομοιότητες μεταξύ των δεδομένων που μεταδίδονται σε ένα σύστημα εκπομπής, μπορούν να γίνουν δύο μετατροπές :

- Η οργάνωση των δεδομένων να γίνεται κατά ισομήκη αντικείμενα, ομάδες των οποίων θα αποτελούν τις οντότητες προς κατανάλωση των χρηστών και κατά τρόπο ώστε όσο το δυνατόν περισσότερα αντικείμενα να είναι κοινά μεταξύ των οντοτήτων.

- Η σχεδίαση του σχήματος εκπομπής μπορεί να μειώσει την Μέση Συνολική Αναμονή εάν χρησιμοποιηθεί ο *groupMAD*.

Η βελτίωση που επιφέρει η πρώτη μετατροπή εκφράζεται στις προηγούμενες μετρήσεις από την εκάστοτε διαφορά του θεωρητικού κάτω φράγματος (που δίνει την καλύτερη δυνατή επίδοση για ένα σύστημα όπως αυτό της εικόνας 3-2, και για αλγόριθμο εκπομπής *TΔΠ-MM-0.5*) με την αντίστοιχη επίδοση του *TΔΠ-MM-0.5* για σύστημα όπως αυτό της εικόνας 3-4.

Για να μετρηθεί αντικειμενικά η επίδραση της δεύτερης μετατροπής, έγιναν κάποιες αλλαγές στον *TΔΠ-MM-0.5* έτσι ώστε να συμπεριφέρεται ελαφρώς καλύτερα κάτω από το νέο σύστημα εκπομπής. Δείξαμε ότι για μεγάλες επικαλύψεις οι επιδόσεις του *groupMAD* είναι μέχρι και 20% καλύτερες από του *TΔΠ-MM-0.5*. Για μικρές επικαλύψεις η βελτίωση είναι μικρότερη. Επίσης, για μικρές επικαλύψεις και μικρά δημοφιλή αντικείμενα, ο *groupMAD* αποδίδει ελαφρώς χειρότερα από τον *TΔΠ-MM-0.5*.



Εικόνα 3-20 : Γραφική παράσταση της μέσης επί τοις εκατό βελτίωσης που παρουσιάζει ο *groupMAD* έναντι του *TΔΠ-MM-0.5*, για τις τρεις περιπτώσεις επικαλύψεων τύπου 2(x,y) με 100 ομάδες και μήκη 1 έως 10 που μελετήσαμε. Το μήκος της βάσης δεδομένων είναι 550 σχισμές.

Στην εικόνα 3-20 βλέπουμε τον μέσο όρο των πινάκων 3.14, 3-18 και 3-19. Πρόκειται για τις περιπτώσεις στις οποίες έχουμε 100 ομάδες μεγέθους 1 έως 10, με μικρά δημοφιλή αντικείμενα, μεγάλα δημοφιλή αντικείμενα και ομοιόμορφη κατανομή δημοτικότητας και μηκών αντίστοιχα. Η γραφική παράσταση παριστάνει το ποσοστό βελτίωσης της *ΜΣΑ* από τον *groupMAD* έναντι του *TΔΠ-MM-0.5*, συναρτήσεως των διακριτών αντικειμένων της βάσης, η οποία σημειωτέον έχει μέγεθος 550 σχισμές.

Το κατά πόσο το σύστημα εκπομπής που προτείνεται στο κεφάλαιο αυτό, καθώς και ο αλγόριθμος *groupMAD*, έχουν πρακτική αξία θα εξαρτηθεί από τα χαρακτηριστικά της εφαρμογής που θα κληθούν να εξυπηρετήσουν, κυρίως δε από το βαθμό υπερκάλυψης των δεδομένων. Για υπερκάλυψη της τάξης του 50% τα αποτελέσματα του *groupMAD* είναι 15-20% καλύτερα, αντίθετα για υπερκάλυψη της τάξης του 10% δεν υπάρχει μεγάλη διαφορά. Δευτερεύον παράγοντας είναι η κατανομή δημοτικότητας και μεγεθών. Συγκεκριμένα είδαμε ότι για μικρά δημοφιλή αντικείμενα και μικρή επικάλυψη δεδομένων ο *groupMAD* συμπεριφέρεται χειρότερα από τον *TΔΠ-MM-0.5*. Αυτός είναι ο μόνος συνδυασμός για τον οποίο τα αποτελέσματα δεν είναι ενθαρρυντικά. Για άλλες κατανομές όμως, ο *groupMAD* είναι καλύτερος ακόμα και σε μικρές επικαλύψεις.

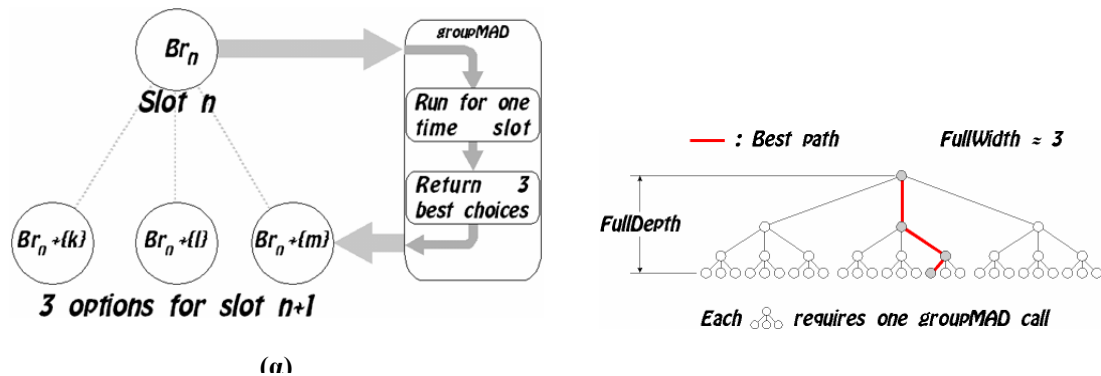
Στο κεφάλαιο αυτό θα δούμε μία θεωρητική μέθοδο, στην βασική αλλά και την πιο εξελιγμένη της μορφή, η οποία βελτιώνει τα αποτελέσματα του αλγορίθμου *groupMAD* που περιγράψαμε στο Κεφ. 3. Η μέθοδος είναι θεωρητική με την έννοια ότι η υπολογιστική πολυπλοκότητά της την κάνει αναποτελεσματική για χρήση σε προβλήματα πραγματικού μεγέθους. Παρ' όλα αυτά, από τη χρήση της προκύπτει ότι ο *groupMAD* δεν είναι βέλτιστος και επίσης όπως θα δούμε παρέχει σημαντική ενόραση για περαιτέρω βελτιώσεις.

1. Περιγραφή του βασικού αλγορίθμου Δεντρικής Αναζήτησης (*treeMAD*)

Πριν προχωρήσουμε ορίζουμε τα εξής :

Έστω $Br_n = \{u_1, u_2, \dots, u_n\}$ το σύνολο των αντικειμένων που έχουν μεταδοθεί μέχρι και την σχισμή n . Επίσης με $Br(k)$, θα συμβολίζουμε το k -στό αντικείμενο στο σχήμα εκπομπής. Έστω επίσης $RL(Br_n)$ η λίστα εκκρεμών αιτήσεων (Request List) που ορίσαμε στο Κεφ. 3, όπως αυτή έχει διαμορφωθεί μετά από την μετάδοση του σχήματος Br_n .

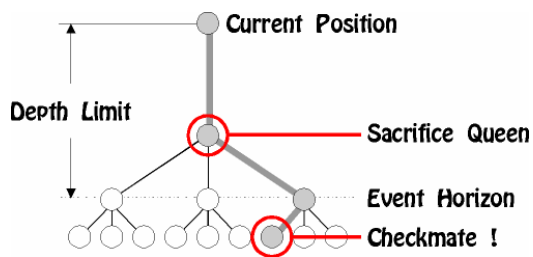
Ο αλγόριθμος λειτουργεί επάνω στο σύστημα του Κεφ. 3, δηλαδή για πληροφορία οργανωμένη σε ομάδες αντικειμένων και για χρήστες με μνήμη, χρησιμοποιεί δε αυτούσιο τον αλγόριθμο *groupMAD* χωρίς ουσιαστικές αλλαγές. Η βασική ιδέα είναι ότι σε κάθε σχισμή καλείται ο *groupMAD* περισσότερες από μία φορές, πριν αποφασιστεί οριστικά το αντικείμενο προς μετάδοση.



Εικόνα 4-1 (α) : Κάθε κλήση στον *groupMAD* επιστρέφει τις *FullWidth* καλύτερες επιλογές επόμενου αντικειμένου, με βάση τους δείκτες προτεραιότητάς τους. (β) : Αναδρομικές κλήσεις του *groupMAD* κατασκευάζουν ένα δέντρο. Από το μονοπάτι με την μικρότερη *MΣΑ* διαλέγουμε *ItemsToTransmit* αντικείμενα προς μετάδοση.

Ο τρόπος με τον οποίο γίνεται αυτό φαίνεται στην εικόνα 4-1. Υποθέτουμε ότι μέχρι και τη στιγμή n οι μεταδόσεις αντικειμένων έχουν ολοκληρωθεί, έχοντας διαμορφώσει μία λίστα αιτήσεων $RL(Br_n)$. Η απόφαση που πρέπει να ληφθεί είναι για το ποιο αντικείμενο θα είναι το $Br(n+1)$. Ο νέος αλγόριθμος, που στο εξής θα ονομάζουμε *treeMAD*, καλεί τον *groupMAD* με βάση την λίστα αιτήσεων $RL(Br_n)$ και το σχήμα μετάδοσης Br_n . Ο *groupMAD* με τη σειρά του τρέχει για μία σχισμή μόνο και επιστρέφει όχι μόνο ένα αντικείμενο προς μετάδοση, αλλά, πχ, τρία, όπως

στην εικόνα 4-1(α). Τα αντικείμενα αυτά είναι εκείνα με τους μεγαλύτερους δείκτες $I()$ (βλ. Κεφ. 3), έστω k , l και m . Η πιθανή μετάδοση του k θα δημιουργούσε μία νέα



Εικόνα 4-2 : Ένα παιχνίδι σκακιού. Θυσιάζοντας την βασίλισσα, το παιχνίδι κερδίζεται στην μεθεπόμενη κίνηση. Αν παρ' όλα αυτά το σύστημα δεν «βλέπει» αρκετά μακριά, το όφελος από τη θυσία δεν αποκαλύπτεται και η ευκαιρία χάνεται.

λίστα αιτήσεων $RL(Br_{n+1})$, με $Br_{n+1} = \{u_1, u_2, \dots, u_n, k\}$. Ομοίως και για τα υπόλοιπα. Για κάθε μία από αυτές τις λίστες αιτήσεων με το αντίστοιχο σχήμα εκπομπής, ο *groupMAD* ξανακαλείται και αυτό συνεχίζεται αναδρομικά δημιουργώντας ένα δέντρο όπως στην εικόνα 4-1(β). Το βάθος στο οποίο σταματά το ψάξιμο, καθώς και το πλάτος που παραπάνω θεωρήσαμε αυθαίρετα ίσο με 3, καθορίζονται από τον χρήστη. Ονομάζουμε τις ποσότητες αυτές *FullDepth* και *FullWidth* αντίστοιχα. Τελικά (εικόνα 4-1(β))

καταλήγουμε να έχουμε εξετάσει $FullWidth^{FullDepth}$ διαφορετικές εξελίξεις, μήκους *FullDepth* η κάθε μία, του σχήματος εκπομπής, από την σχισμή n και έπειτα. Από αυτές, κρατάμε εκείνη που οδηγεί στην μικρότερη *MΣΑ*, για όλο φυσικά το σχήμα εκπομπής $Br_{n+FullDepth}$. Θεωρούμε ότι μεταδώσαμε τα πρώτα "*ItemsToTransmit*" της αντικείμενα, και επαναλαμβάνουμε την διαδικασία από την αρχή για το αντικείμενο της επόμενης σχισμής, $Br(n+ItemsToTransmit)$. Σημαντική είναι η παρατήρηση ότι, παρ' όλο που αποφασίσαμε κοιτώντας σε βάθος *FullDepth*, δεν μεταδίδουμε απαραίτητα όλα τα αντικείμενα της αντίστοιχης εξέλιξης. Δηλαδή το *ItemsToTransmit* μπορεί να είναι και ίσο με 1. Αποδεικνύεται δε πειραματικά ότι τα αποτελέσματα είναι καλύτερα όσο μικρότερο είναι, πράγμα αναμενόμενο, αφού ο αλγόριθμος πέφτει δυσκολότερα στην παγίδα της μόνιμης και αναπόφευκτης ανεπάρκειας του «ορίζοντα γεγονότων» ("event-horizon"). Το παράδειγμα της εικόνας 4-2 αναφέρεται στην υλοποίηση ενός προγράμματος σκακιού. Μια τέτοια εφαρμογή ψάχνει επίσης σε δέντρα που περιέχουν τις πιθανές εξελίξεις του παιχνιδιού και υπόκειται στο ίδιο φαινόμενο.

Σημειωτέον ότι αύξηση του αριθμού των αντικειμένων στη βάση δεν αυξάνει απαραίτητα την ποσότητα *FullWidth*, διότι μπορούμε πάντα να κρατάμε, πχ, τα δύο καλύτερα αντικείμενα για το επόμενο βήμα. Αυξάνει όμως τον χρόνο υπολογισμού για μία κλήση του *groupMAD* (ας μη ξεχνάμε ότι το μέγεθος της λίστας αιτήσεων εξαρτάται από τον αριθμό των αντικειμένων) και, ακόμη πιο σημαντικό, αυξάνει την ελάχιστη ικανή προετοιμασία (*look-ahead*) (δηλ. την ποσότητα *FullDepth*). Για παράδειγμα, με 8 αντικείμενα στη βάση, μία προετοιμασία μήκους 5 μπορεί να δώσει καλά αποτελέσματα, αλλά για 100 αντικείμενα σαφώς δεν είναι αρκετή για αισθητή βελτίωση. Ο αλγόριθμος αυτός τέλος, μπορεί να δώσει το βέλτιστο σχήμα εκπομπής, αλλά για εξαιρετικά μικρά παραδείγματα.

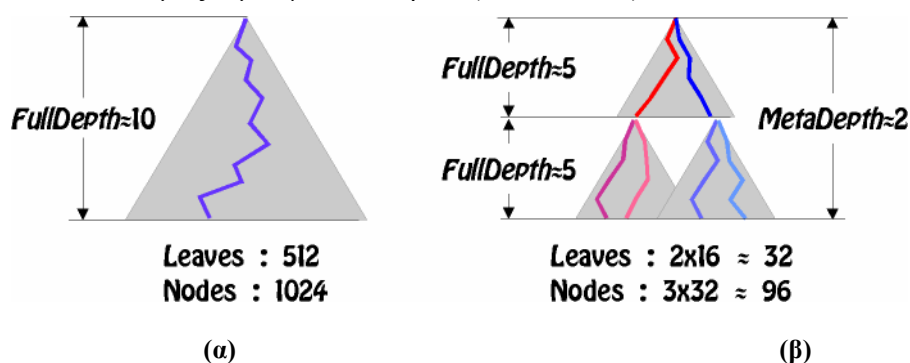
Αρχικά δοκιμάστηκε και μία απλούστερη μέθοδος, κατά την οποία ερευνούνται όλοι οι πιθανοί συνδυασμοί μεταδόσεων, δηλαδή ίσχυε $FullWidth = N-1$, όπου N ο αριθμός των αντικειμένων στην βάση ($N-1$ επειδή αξιωματικά δεν μεταδίδαμε το ίδιο αντικείμενο δύο φορές συνεχόμενες). Σημειωτέον ότι αυτή η μέθοδος δεν κάνει χρήση του *groupMAD*, αφού δεν χρειάζεται να «φιλτράρει» τις πιθανές εκδοχές, αλλά τις εξετάζει όλες. Η αδυναμία της μεθόδου αυτής είναι προφανής, αφού εξετάζει χιλιάδες εξελίξεις που είναι άχρηστες (πχ για 10 αντικείμενα θα εξεταστούν, σε βάθος 5, οι εξελίξεις $\{1, 2, 1, 2, 1\}$, $\{1, 3, 1, 3, 1\}$ κλπ,

που προφανώς απέχουν πολύ από το βέλτιστο). Το υπολογιστικό κόστος δε, σε σχέση με το όφελος είναι τεράστιο, έτσι δεν θα αναφερθούμε περαιτέρω σε μία τέτοια αντιμετώπιση, ούτε και θα της αποδώσουμε κάποιο χαρακτηριστικό όνομα.

Στο επόμενο υποκεφάλαιο εξετάζουμε ένα υπερσύνολο του αλγορίθμου *treeMAD*.

2. Ρυθμιζόμενη Δεντρική Αναζήτηση (*customMAD*)

Περιγράφουμε εδώ έναν νέο αλγόριθμο που μπορεί να λειτουργήσει και σαν *treeMAD*, αλλά έχει και επιπλέον δυνατότητες. Σκοπός μας είναι να δούμε βαθύτερα στο μέλλον, αλλά χωρίς να υποστούμε την εκθετική αύξηση των υπολογιστικών απαιτήσεων που παρατηρείται στον *treeMAD*. Στην εικόνα 4-3 βλέπουμε την βασική ιδέα. Ο *treeMAD*, όπως τον περιγράψαμε παραπάνω, δέχεται 2 παραμέτρους (*FullWidth*, *FullDepth*) με βάση τις οποίες εξετάζει έναν αριθμό πιθανών εξελίξεων που αντιστοιχούν σε πλήρες *FullWidth*-ικό δέντρο, βάθους *FullDepth*. Παρακάτω θα ονομάζουμε το αποτέλεσμα αυτό του *treeMAD* «πλήρες δέντρο». Αντ' αυτού μπορούμε να ψάχνουμε σε μεγαλύτερο βάθος με την δομή του σχήματος 4-3(β). Η διαφορά όπως φαίνεται είναι ότι κατασκευάζεται ένα δέντρο από πλήρη δέντρα, το οποίο θα ονομάζουμε «μετα-δέντρο» (“*meta-tree*”).



Εικόνα 4-3 : Έστω ότι διενεργούμε δυαδική αναζήτηση (*FullWidth=2*). (α) : Για αναζήτηση βάθους 10, πρέπει να κατασκευαστούν 1024 κόμβοι, καταλήγοντας σε 512 διαφορετικές εξελίξεις, από την οποία διαλέγουμε την καλύτερη. (β) : Για ίδιο βάθος, χρησιμοποιούμε δύο επίπεδα πλήρους αναζήτησης. Το πρώτο απαιτεί 32 κόμβους προς εξέταση, ενώ το δεύτερο $2 \times 32 = 64$, συνολικά δηλαδή 96. Καταλήγουμε δε σε 32 πιθανές εξελίξεις. Στην εικόνα είναι *MetaWidth=2* και *MetaDepth=2*.

Για την κατασκευή αυτή ο *customMAD* χρησιμοποιεί σχεδόν αυτούσιο τον *treeMAD* όπως τον περιγράψαμε παραπάνω, επομένως χρειάζεται σαν παραμέτρους τα *FullWidth* και *FullDepth*, που θα καθορίζουν την έκταση σε πλάτος και βάθος του πλήρους δέντρου. Επιπλέον όμως χρειάζονται οι αντίστοιχες παράμετροι για το μετα-δέντρο, οι οποίες πλέον εκφράζουν αριθμό από πλήρη δέντρα : ονομάζουμε *MetaWidth* και *MetaDepth* τις ποσότητες αυτές και στην εικόνα 4-3 (β) φαίνεται η σημασία τους. Η παράμετρος *MetaDepth* καθορίζει στα πόσα πλήρη δέντρα σε βάθος θα σταματήσει η αναζήτηση. Η παράμετρος *MetaWidth* καθορίζει πόσα «παιδιά» θα έχει κάθε πλήρες δέντρο. Καθένα από τα *MetaWidth* δέντρα-παιδιά, συνεχίζει ένα από τα *MetaWidth* καλύτερα μονοπάτια στα οποία καταλήγει το δέντρο-γονέας. «Καλύτερα» σημαίνει αυτά με την μικρότερη *ΜΣΑ*.

Το τελικό κέρδος είναι ότι για να δούμε σε βάθος πχ 10 σχισμών, μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε 3 δυαδικά δέντρα βάθους 5, με *MetaWidth=2* και

$MetaDepth=2$. Το κάθε δέντρο έχει $2^5=32$ κόμβους, άρα συνολικά υπολογίζουμε 96 κόμβους. Με χρήση του *treeMAD*, για να δούμε σε βάθος 10 σχισμών θα χρειαζόμασταν, πάλι για δυαδικό δέντρο, εξέταση $2^{10} = 1024$ κόμβων. Βέβαια η *ΜΣΑ* στην περίπτωση του *customMAD* θα είναι συνήθως μεγαλύτερη. Παρ' όλα αυτά το υπολογιστικό κέρδος είναι πολύ μεγάλο, ενώ η απώλεια σε επιδόσεις μικρή, όπως θα δούμε στη συνέχεια.

Αξίζει να σημειώσουμε και τα εξής : Πρώτον, το σύνολο των εξελίξεων που ερευνά ο *customMAD* δεν είναι υποσύνολο αυτών του *treeMAD*. Αυτό επειδή (βλ. εικόνα 4-3) ο πρώτος αποφασίζει για το καλύτερο μονοπάτι τμηματικά, δηλαδή πρώτα βρίσκει τα δύο καλύτερα μονοπάτια μήκους 5 και επάνω σε αυτά επεκτείνεται σε μήκος 10, άρα οι εξελίξεις μήκους 10 που τελικά εξετάζει αρχίζουν όλες με μία εκ των δύο που έχουν μήκος 5. Αντίθετα, ο *treeMAD* παίρνει την απόφαση στο τέλος, συγκρίνοντας όλα τα μονοπάτια μήκους 10 μεταξύ τους. Δεύτερον, η ιδέα βασίζεται σε αρκετά μεγάλο βαθμό στο ότι ένα σχήμα εκπομπής είναι «αρκετά βέλτιστο» σε όλα του τα στάδια. Δηλαδή δεν υπάρχουν εκπομπές αντικειμένων με δραματικές αλλαγές, προς το καλύτερο ή το χειρότερο, στην *ΜΣΑ*. Το αντίστοιχο δεν ισχύει για πχ ένα πρόγραμμα που παίζει σκάκι, όπου η αντιμετώπιση *customMAD* θα ήταν ανεπαρκής (βλ και εικόνα 4-2).

Ανακεφαλαιώνοντας τα παραπάνω έχουμε να πούμε τα εξής :

- Ο αλγόριθμος *treeMAD* χρησιμοποιεί τον *groupMAD* για να κατασκευάζει πλήρη δέντρα, τα οποία περιέχουν διαφορετικές πιθανές εξελίξεις της μετάδοσής μας. Τα δέντρα αυτά έχουν πλάτος και βάθος που ορίζεται από τον χρήστη. Έτσι έχουμε μια βασική μέθοδο πρόβλεψης (look-ahead), όμως με αρκετά μεγάλο υπολογιστικό κόστος.
- Ο αλγόριθμος *customMAD* χρησιμοποιεί τον *treeMAD* για να κατασκευάσει μετα-δέντρα, που αποτελούνται από πλήρη δέντρα σαν αυτά που κατασκευάζει ο *treeMAD*. Το βάθος και πλάτος των μετα-δέντρων ορίζεται από τον χρήστη. Έτσι, μπορούμε να ρυθμίζουμε το ποσοστό εξαντλητικής αναζήτησης που επιθυμούμε, μέχρι το βάθος που μας ενδιαφέρει. Η δυνατότητα αυτή ανταλλαγής (tradeoff) της ποιότητας του αποτελέσματος, για μεγάλο υπολογιστικό κέρδος είναι και ο λόγος ύπαρξης του *customMAD*. Σημειωτέον ότι για $MetaDepth=MetaWidth=1$, ισοδυναμεί με *treeMAD*.

3. Πειραματικά αποτελέσματα

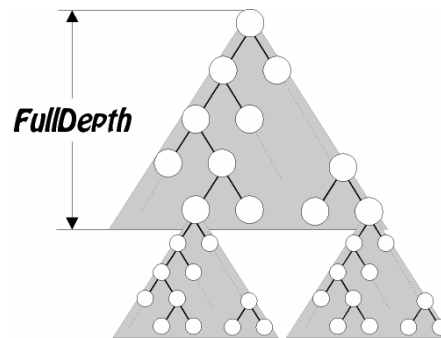
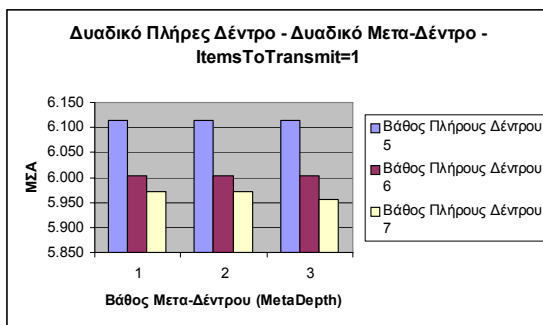
Group A :	1 2	25 %
Group B :	1 3	25 %
Group C :	1 4 5	25 %
Group D :	1 5 6 7	25 %

Εικόνα 4-4 : Το παράδειγμα που χρησιμοποιήθηκε για τις μετρήσεις.

Στο υποκεφάλαιο αυτό θα δούμε ενδεικτικά αποτελέσματα για το συγκεκριμένο μικρό παράδειγμα της εικόνας 4-4. Αν και ο αριθμός των αντικειμένων είναι πολύ μικρός σε σχέση με τα παραδείγματα που έχουμε δει μέχρι τώρα, οι επικαλύψεις είναι αρκετά πολύπλοκες ώστε το βέλτιστο σχήμα μετάδοσης να μην είναι προφανές. Σημειωτέον ότι ο βαθμός επικάλυψης δεν είναι μεγαλύτερος από αυτούς που είδαμε στο Κεφ.

3 : το μέγεθος της βάσης είναι 11 σχισμές, ενώ υπάρχουν 7 διαφορετικά αντικείμενα. Επίσης το μέγεθος των ομάδων είναι το πολύ 4 σχισμές, οπότε χρησιμοποιώντας ένα βάθος ψαξίματος από 5 σχισμές και πάνω είμαστε σίγουροι ότι, τουλάχιστον

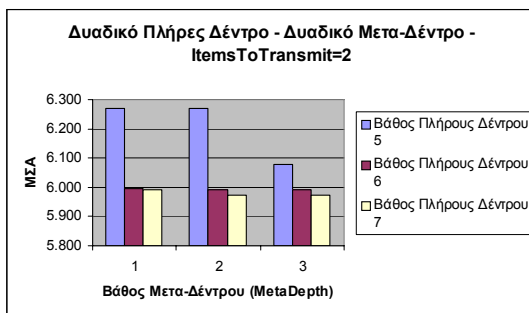
θεωρητικά, όλες οι μεταδόσεις ομάδων βρίσκονται μέσα στον ορίζοντα γεγονότων του



Εικόνα 4-5 : ΜΣΑ για διάφορους συνδυασμούς βάθους δυαδικού μετα-δέντρου (*MetaDepth*) και βάθους δυαδικού πλήρους δέντρου (*FullDepth*), για *ItemsToTransmit=1*. Στην εικόνα δεξιά, σχηματική παράσταση των δομών που προκύπτουν. Το πλήρες δέντρο είναι δυαδικό και από κάθε πλήρες δέντρο ξεκινούν δύο νέα. Στη συγκεκριμένη εικόνα είναι *FullDepth=5* και *MetaDepth=2*.

προγράμματος.

Στην εικόνα 4-5 βλέπουμε τα αποτελέσματα για *ItemsToTransmit=1* και δυαδικά πλήρη δέντρα, δηλαδή *FullWidth=2* και δυαδικά μετα-δέντρα, δηλαδή *MetaWidth=2*. Η ΜΣΑ μειώνεται όσο αυξάνεται το βάθος του πλήρους δέντρου *FullDepth*. Τα αποτελέσματα είναι λοιπόν ποιοτικά αναμενόμενα. Ενδιαφέρουσα είναι η παρατήρηση ότι το βάθος του μετα-δέντρου δεν επηρεάζει τα αποτελέσματα



Εικόνα 4-6 : Όμοιες παράμετροι με 4-5, αλλά για *ItemsToTransmit=2*.

Η εικόνα 4-6 προέρχεται από τις ίδιες παραμέτρους/πρόβλημα με την 4-5, με την μόνη διαφορά ότι *ItemsToTransmit=2*. Όπως εξηγήσαμε και στα προηγούμενα, όσο περισσότερα αντικείμενα από το καλύτερο μελλοντικό μονοπάτι μεταδώσουμε, τόσο αυξάνεται ο κίνδυνος να μεταδωθεί λάθος αντικείμενο σε κάποια από τις σχισμές αυτές. Αυτό επαληθεύεται και στην

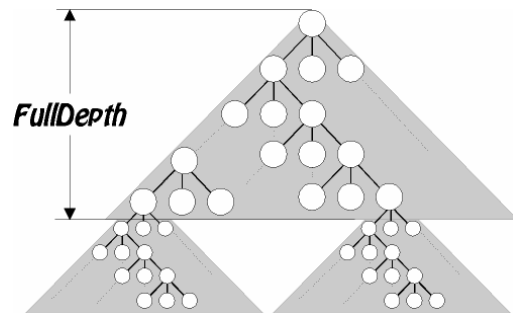
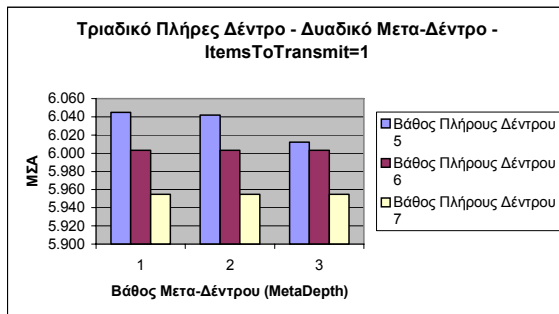
πράξη αφού σχεδόν κάθε καταχώρηση της 4-6 είναι μικρότερη από την αντίστοιχη της 4-5. Παρ' όλα αυτά δεν είναι 100% σίγουρο ότι θα ισχύει αυτό πάντα, αφού το σύνολο των μονοπατιών που εξετάστηκαν κατά τα πειράματα της 4-5 δεν είναι υπερσύνολο αυτών της 4-6. Δηλαδή μπορεί κατά τύχη το φαινόμενο του ορίζοντα γεγονότων να λειτουργήσει και ευεργετικά. Τέτοια εξαίρεση υπάρχει και στο παράδειγμά μας. Είναι η περίπτωση για *FullDepth=6* (κόκκινη μπάρα) και *MetaDepth=2* και 3. Πάντως κατά κανόνα οι επιδόσεις πέφτουν αυξάνοντας τα αντικείμενα που μεταδίδουμε κάθε φορά.

Η εικόνα 4-7 βασίζεται επίσης στην 4-5, με την διαφορά ότι τα πλήρη δέντρα είναι τριαδικά, δηλαδή *FullWidth=3*. Τα αποτελέσματα είναι καλύτερα ανά ένα από αυτά της 4-5. Το τριαδικό δέντρο είναι υπερσύνολο του δυαδικού για *MetaDepth=1*, όπου δηλαδή το μετα-δέντρο αποτελείται από ένα μόνο πλήρες δέντρο. Αν *MetaDepth>1* αυτό δεν ισχύει απαραίτητα, παρ' όλα αυτά και στην περίπτωση αυτή η ΜΣΑ είναι μικρότερη.

Τέλος, στην εικόνα 4-8 βλέπουμε την εξέλιξη για *MetaWidth=3*, δηλαδή για την περίπτωση όπου το μετα-δέντρο είναι τριαδικό, άρα κάθε πλήρες δέντρο είναι ο «πατέρας» τριών άλλων (και όχι δύο όπως στα προηγούμενα). Αξίζει να

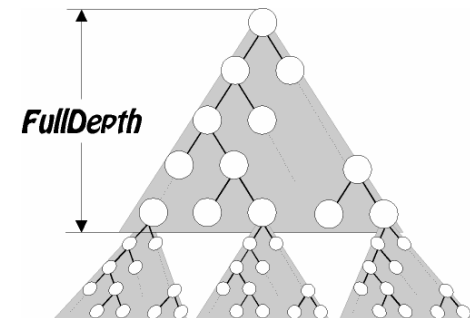
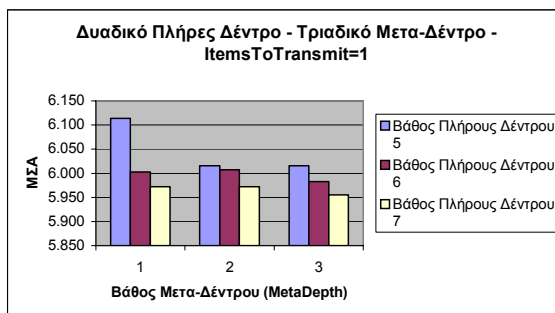
49 Εικόνα 4-7 : Ίδιες παράμετροι με την 4-5, αλλά με τριαδικό πλήρες δέντρο (*FullWidth=3*). Στην εικόνα δεξιά φαίνεται η διαφορά από το παράδειγμα της 4-5. Στη συγκεκριμένη εικόνα είναι *FullDepth=5* και *MetaDepth=2*.

παρατηρήσουμε ότι ειδικά για $MetaDepth=1$, όταν δηλαδή υπάρχει ένα μόνο πλήρες δέντρο χωρίς παιδιά, η περίπτωση είναι ίδια με την αντίστοιχη της εικόνας 4-5 και πράγματι τα αποτελέσματα που παίρνουμε είναι όμοια, σαν σχήμα εκπομπής άρα και σαν $MΣΑ$.

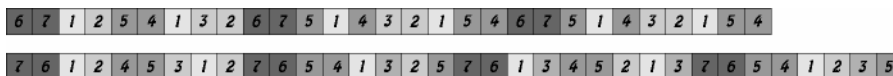


4. Συμπεράσματα

Η αντίστοιχη επίδοση του απλού $groupMAD$ είναι $MΣΑ=6.065$ σχισμές και το



Εικόνα 4-8 : Ίδιες παράμετροι με την 4-5, αλλά με τριαδικό μετα-δέντρο ($MetaWidth=3$). Στην εικόνα δεξιά φαίνεται η διαφορά από το παράδειγμα της 4-5. Στη συγκεκριμένη εικόνα είναι $FullDepth=5$ και $MetaDepth=2$. Σημειώτεον ότι για $MetaDepth=1$ η δομή είναι ίδια με την αντίστοιχη της 4-5 και 4-6, και υποσύνολο της 4-7.



Εικόνα 4-9 (α) : Το σχήμα εκπομπής που προκύπτει από τον $groupMAD$ με $MΣΑ=6.065$ σχισμές (β) : Το σχήμα που προκύπτει από τον $customMAD$ με $MΣΑ=5.955$ σχισμές.

σχήμα εκπομπής που προκύπτει είναι αυτό της εικόνας 4-9(α) (βλέπουμε μία περίοδο του σχήματος). Παρατηρώντας τα αποτελέσματα παραπάνω βλέπουμε ότι σε πολλά από αυτά η $MΣΑ$ είναι μικρότερη του 6.065. Επίσης, η ελάχιστη $MΣΑ$ που επιτυγχάνεται είναι 5.955 σχισμές και συναντάται πολλές φορές παραπάνω. Το αντίστοιχο δε σχήμα εκπομπής είναι όμοιο για όλους αυτούς τους συνδυασμούς, και το βλέπουμε στην εικόνα 4-9(β). Παρ' όλο που η διαφορά σε σχισμές είναι πολύ μικρή το σχήμα είναι σαφώς καλύτερο, από την άποψη ότι οι τιμές αυτές είναι απόλυτα σωστές με απόκλιση στην ουσία ίση με μηδέν, αφού προέρχονται από εξομοίωση με δεδομένη την αντίστοιχη περίοδο και για διάρκεια 50000 χρονικών σχισμών. Να σημειωθεί επίσης ότι οι παράμετροι F_p , F_h και F_l που απαιτούνται για

την λειτουργία του *groupMAD* (άρα και του *customMAD*, αφού τον χρησιμοποιεί και αυτός) ήταν ίδιες σε όλη την έκταση του πειράματος και ίσες με $[F_p F_h F_l]=[1 10 1]$. Η επιλογή τους έγινε έτσι ώστε ο *groupMAD* να δώσει το καλύτερο δυνατό αποτέλεσμα.

Μία άλλη ενδιαφέρουσα σύγκριση είναι αυτή που απαντά στο ερώτημα του κατά πόσο η ύπαρξη του *customMAD* είναι δικαιολογημένη. Δηλαδή κατά πόσο συμφέρει να κοιτάμε σε μεγάλο βάθος (αυξάνοντας το *MetaDepth*) κρατώντας όμως χαμηλά το υπολογιστικό κόστος (μειώνοντας το *FullDepth*). Από τα παραπάνω γραφήματα προκύπτει ότι, πηγαίνοντας από *MetaDepth*=1 σε 2 ή 3 η βελτίωση επιτυγχάνεται όταν το *FullDepth* είναι ίσο με 5 (οι μπλε μπάρες βελτιώνονται περισσότερο με την αύξηση του *MetaDepth*). Για βάθος πλήρους δέντρου 6 ή 7 (κόκκινες και κίτρινες μπάρες αντίστοιχα) η βελτίωση από την αύξηση του *MetaDepth* είναι πολύ μικρή και συχνά μηδενική. Η βελτίωση δε από την αύξηση του *FullDepth* είναι συνήθως μικρή από 6 σε 7 (κόκκινες-κίτρινες μπάρες), αλλά μεγαλύτερη από 5 σε 6 (μπλε-κόκκινες μπάρες). Αυτό έχει να κάνει με το συγκεκριμένο πρόβλημα : ως μη ξεχνάμε ότι ο αριθμός αντικειμένων είναι 7, επομένως όσο το βάθος του πλήρους δέντρου τον πλησιάζει, τόσο καλύτερη η πρόβλεψη. Οι ομάδες έχουν μέγεθος 2, 2, 3 και 4 σχισμών αντίστοιχα, οπότε με βάθος πλήρους δέντρου 6 βλέπουμε τι θα γίνει στο μέλλον για όλους τους συνδυασμούς μεταδόσεων ομάδων με μήκος 6, που είναι όλοι εκτός από έναν (group C ακολουθούμενο από group D). Με βάθος 7 μπορούμε να εξετάσουμε τα πάντα. Με βάθος 5, περιλαμβάνονται στην πρόβλεψη μόνο συνδυασμοί ομάδων με 2 και 3 αντικείμενα, δηλαδή σχεδόν οι μισοί, γι' αυτό και οι επιδόσεις συνήθως πέφτουν περισσότερο. Βέβαια στην πράξη τα πράγματα δεν είναι ακριβώς έτσι, αφού οι ομάδες δεν μεταδίδονται πάντα συνεχόμενες, μπορούμε να είμαστε όμως αρκετά σίγουροι ότι αν η μετάδοση κάποιας ομάδας διακοπεί, για χάριν κάποιας άλλης, αυτό είναι προς όφελος της ΜΣΑ. Το συμπέρασμα είναι ότι για μικρό *FullDepth*, η αύξηση του *MetaDepth* είναι ευεργετική. Για σχετικά μεγάλο *FullDepth*, η αύξηση του *MetaDepth* δεν επιφέρει σημαντική βελτίωση. Αυτή η διαπίστωση στηρίζει την ύπαρξη του *customMAD*, αφού ο σκοπός μας εξαρχής ήταν να μειώσουμε το *FullDepth* έναντι μεγάλου *MetaDepth*.

Μία άλλη παρατήρηση βέβαια είναι ότι το βέλτιστο αποτέλεσμα προκύπτει μόνο όταν *FullDepth*=7, δηλαδή ότι εναλλάσσοντας βάθος πλήρους δέντρου για βάθος μετα-δέντρου αποβαίνει σε βάρος των επιδόσεων. Άρα το συνολικό συμπέρασμα είναι προσπαθούμε να έχουμε όσο το δυνατόν μεγαλύτερο *FullDepth*, και από κει και πέρα, με μικρή υπολογιστική επιβάρυνση μεγαλώνουμε το *MetaDepth*.

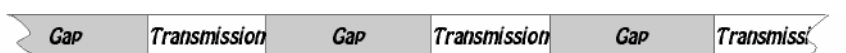
Παρατηρώντας τα σχήματα εκπομπής καθώς και την πληθώρα διαφορετικών αποτελεσμάτων παραπάνω, ακόμα και για μία τόσο μικρή βάση δεδομένων, γίνεται εύκολα αντιληπτό ότι σε ένα σύστημα που μεταδίδει αντικείμενα με οποιαδήποτε σειρά, οι πιθανές επιλογές είναι πρακτικά άπειρες. Η ποικιλία οφείλεται στο ότι το μήκος της περιόδου είναι το ελάχιστο κοινό πολλαπλάσιο των διακένων κάθε αντικειμένου. Αλλάζοντας ελαφρά τα διάκενα, προκύπτουν σχήματα με ποικίλες περιόδους, θεωρητικά άπειρα. Ο αλγόριθμος *groupMAD* παράγει το παραπάνω σχήμα, που επαναλαμβάνεται μετά από 29 μεταδόσεις αντικειμένων. Το βέλτιστο σχήμα εκπομπής του *customMAD* αρχίζει να επαναλαμβάνεται μετά από 34 μεταδόσεις, ενώ άλλα σχήματα στο παραπάνω παράδειγμα επαναλαμβάνονται κάθε 120 σχισμές περίπου, χωρίς σημαντική διαφορά στο ποσοστό εμφάνισης κάθε αντικειμένου μέσα τους άρα και επιδόσεων.

Παρατηρώντας τα σχήματα εκπομπής στην εικόνα 4-9 βλέπουμε ότι γίνεται προσπάθεια από τους αλγόριθμους να κρατηθεί η συνοχή των ομάδων όσο το δυνατόν περισσότερο. Για παράδειγμα, το τμήμα $\{6,7\}$ της ομάδας D μεταδίδεται πάντοτε χωρίς διακοπή. Επίσης, δεδομένα που ανήκουν σε περισσότερες από μία ομάδες, μεταδίδονται ανάμεσά τους, έτσι ώστε με μία μετάδοση να καλύπτονται δύο ομάδες, χωρίς αυτές να σπάνε. Για παράδειγμα, το αντικείμενο 5 εμφανίζεται τις περισσότερες φορές ανάμεσα στα 4, 6 και 7. Η διακοπή γίνεται από το αντικείμενο 1, το οποίο όμως δε βλάπτει διότι και το 1 ανήκει στις σχετικές ομάδες. Αυτό που βλάπτει, είναι η διακοπή της ομάδας D από το αντικείμενο 4. Τέτοιες καταστάσεις όμως στο συγκεκριμένο παράδειγμα είναι αναπόφευκτες, αφού τα δεδομένα είναι τέτοια ώστε να είναι αδύνατη η μετάδοση όλων των ομάδων κατά συνεχόμενο τρόπο, χωρίς το αντικείμενο 1 να εμφανίζεται υπερβολικά συχνά.

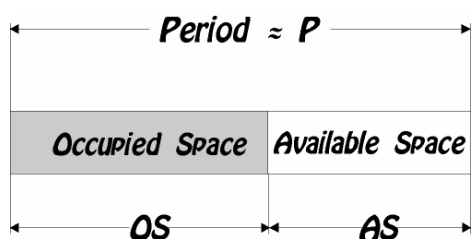
Κεφάλαιο 5

Διακοπτόμενη Εκπομπή

Στο κεφάλαιο αυτό θεωρούμε μία παραλλαγή του συστήματος επάνω στο οποίο λειτουργεί ο *groupMAD* (Κεφ. 3). Οι προδιαγραφές του νέου συστήματος αφορούν την περιοδική μετάδοση δεδομένων για διάστημα που θα ονομάζουμε *Transmission*, με ενδιάμεσες «απαγορεύσεις» μετάδοσης κατά διάστημα *Gap* (βλ. εικόνα 5-1).

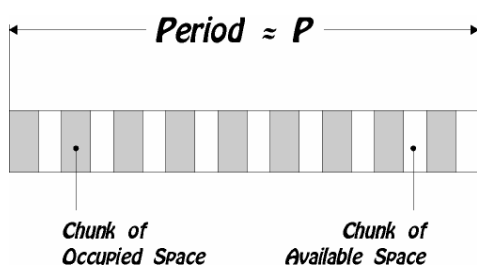


Εικόνα 5-1 : Η εκπομπή δεδομένων "push" επιτρέπεται κατά διαδοχικά διαστήματα.



Εικόνα 5-2 : Ένα μέρος (*OS*) μιας περιόδου είναι διαθέσιμο για εκπομπή, ενώ το υπόλοιπο (*AS*) θεωρείται κατειλημμένο.

παραπάνω, *AS*, να μη μείνει ανεκμετάλλευτη, συμφέρει τον προμηθευτή να εισάγει μία νέα υπηρεσία S_T , στην οποία θα αναλογεί το υπόλοιπο AS/P ποσοστό του συνολικού εύρους ζώνης.



Εικόνα 5-3 : Το κατειλημμένο και το ελεύθερο μέρος της περιόδου είναι δυνατόν να αναμιχθούν.

κατασκευάζεται από τον *groupMAD*. Τα δεδομένα και το σχήμα εκπομπής που εξυπηρετούν την S_G , δεν επηρεάζουν και δεν αφορούν την ανάλυση στο παρόν κεφάλαιο.

1. Περιγραφή του νέου περιβάλλοντος

Στην εικόνα 5-2 βλέπουμε το βασικό σενάριο. Ο προμηθευτής (provider) κάποιας υπηρεσίας S_G , αφιερώνει σε αυτήν ένα τμήμα *OS* από το εύρος ζώνης (bandwidth) του καναλιού εκπομπής – ή ισοδύναμα στο σχήμα, ένα μέρος της περιόδου P . Αυτό στην πράξη μπορεί να συμβεί εάν η υπηρεσία S_G απαιτεί μικρότερο εύρος ζώνης από την χωρητικότητα (capacity) του καναλιού. Προκειμένου η διαφορά των

2. Το πρόβλημα

Θεωρούμε ότι η εγγύηση που προσφέρεται στους πελάτες της κυρίως υπηρεσίας S_G είναι η μετάδοση των δεδομένων κάθε P χρονικές μονάδες. Από την άλλη μεριά, για τους πελάτες της S_T , θέλουμε επιπλέον να βελτιστοποιήσουμε την μέση συνολική καθυστέρηση του πληθυσμού. Θεωρούμε επίσης ότι το σχήμα εκπομπής που εξυπηρετεί την S_T θα

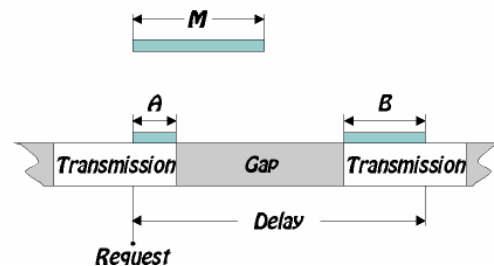
Οι εικόνες 5-2 και 5-3 απεικονίζουν διαισθητικά τις δύο διαφορετικές προσεγγίσεις που μπορούμε να ακολουθήσουμε. Σημειωτέον ότι και στις δύο, η σκιασμένη περιοχή αντιστοιχεί σε OS/P ποσοστό της περιόδου, ενώ η λευκή περιοχή στο υπόλοιπο, καθώς και ότι η περίοδος είναι η ίδια. Αμφότερες οι προσεγγίσεις ικανοποιούν την εγγύηση της S_G υπηρεσίας, αφού πράγματι μεταδίδουν δεδομένα όγκου OS , σε κάθε περίοδο. Όμως, η μέση καθυστέρηση των πελατών της S_T επηρεάζεται – όπως θα δούμε παρακάτω- από την εκάστοτε προσέγγιση. Απαράβατη συνθήκη, ανεξαρτήτως της τελικής επιλογής που θα κάνουμε, είναι ότι ο λόγος $Gap/Transmission$ πρέπει να είναι σταθερός και ίσος με OS/AS , έτσι ώστε η εκπομπή να ανταπεξέρχεται στο μοίρασμα του εύρους ζώνης που έχει οριστεί. Επίσης, οι συγκεκριμένες τιμές των Gap και $Transmission$ έχουν τον περιορισμό $Gap+Transmission \leq P$, έτσι ώστε να μην παραβιαστεί η εγγύηση της υπηρεσίας S_G . Οπότε καλούμαστε να επιλέξουμε τον βαθμό στον οποίο θα είναι αναμεμειγμένα τα δεδομένα των δύο υπηρεσιών ή, πιο αυστηρά, τα μεγέθη (σε σχισμές) των Gap και $Transmission$, για τις οποίες η μέση συνολική καθυστέρηση των πελατών της υπηρεσίας S_T είναι ελάχιστη, για δεδομένο σχήμα εκπομπής, καθώς παράλληλα θα ικανοποιούν και τις σχέσεις :

- $Gap/Transmission = OS/AS$, και
- $Gap+Transmission \leq P$

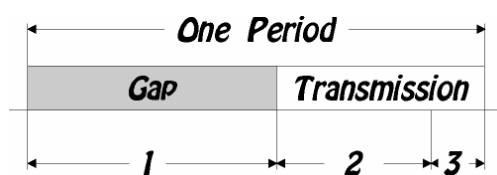
Στα παρακάτω, θα παριστάνουμε με G την διάρκεια του διαστήματος Gap (σε σχισμές) και αντίστοιχα με T την διάρκεια του $Transmission$.

3. Θεωρητική Ανάλυση

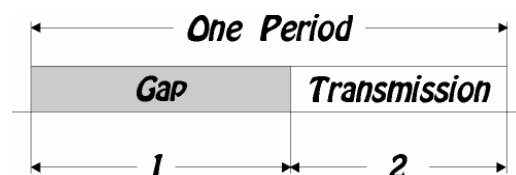
Έστω M η $MΣΑ$ του σχήματος εκπομπής, όταν αυτό μεταδίδεται χωρίς διακοπές. Θεωρώντας ότι το σχήμα αυτό διανέμεται αυτουσίιο μέσα στις διαθέσιμες περιοχές, είναι λογικό να υποθέσουμε ότι στο περιβάλλον με διακοπές, μία αίτηση θα ικανοποιηθεί μετά την έλευση M σχισμών του σχήματος (εικόνα 5-4), κατά μέσο όρο βέβαια. Τίθεται λοιπόν το ερώτημα του πόσες σχισμές πρέπει κανείς να περιμένει κατά μέσο όρο, μέχρι να «ακούσει» M σχισμές από το σχήμα εκπομπής, για δεδομένα G και T . Στο εδάφιο αυτό υπολογίζουμε την αναμενόμενη μέση καθυστέρηση σε περιβάλλον με διακοπές, για σχήμα εκπομπής γνωστών επιδόσεων (δηλαδή γνωστής $MΣΑ$ όταν μεταδίδεται χωρίς διακοπές).



Εικόνα 5-4 : Καθυστέρηση μιας αίτησης σε περιβάλλον διακοπών ($A+B=M$).



Εικόνα 5-5 : Η περιοχή (1) έχει μέγεθος G , η (2) έχει μέγεθος $T-M$ και η (3) μέγεθος M .



Εικόνα 5-6 : Εάν $M>T$, η περιοχή (2) της εικόνας 5-5 δεν υφίσταται πλέον.

Περίπτωση 1η : $M < T$

Στην περίπτωση αυτή υπάρχουν τρεις περιοχές-κλειδιά, στις οποίες μπορεί να φτάσει μία αίτηση (εικόνα 5-5). Στην περιοχή (1), η μέση αναμονή είναι $G/2 + M$, στην (2) είναι M , ενώ στην (3) είναι $G+M$. Λαμβάνοντας υπ' όψιν την πιθανότητα η αίτηση να δημιουργηθεί σε κάθε μία εκ των τριών περιοχών, υπολογίζουμε την μέση αναμενόμενη καθυστέρηση ως :

$$M\text{Σ}A_1 = \frac{G}{G+T} \cdot \left(\frac{G}{2} + M\right) + \frac{M}{G+T} \cdot (M+G) + \frac{T-M}{G+T} \cdot M = M + \frac{G/T}{G/T+1} \left(\frac{G}{2} + M\right)$$

Περίπτωση 2η : $M > T$

Αντίστοιχα με παραπάνω, υπάρχουν τώρα δύο περιπτώσεις, αφού η πιθανότητα να φτάσει μία αίτηση κατά την διάρκεια του *Transmission* και να ικανοποιηθεί πριν το *Gap* είναι μηδέν (εικόνα 5-6) :

$$\begin{aligned} M\text{Σ}A_2 &= \frac{T}{G+T} \cdot \left(M + \left[\frac{M}{T}\right] \cdot G\right) + \frac{G}{G+T} \cdot \left(\frac{G}{2} + M + \left[\frac{M}{T}\right] \cdot G\right) = \\ &= M + \left[\frac{M}{T}\right] \cdot G + \frac{G^2/2}{G+T} = M + \left[\frac{M}{T}\right] \cdot G + \frac{G/T \cdot G/2}{G/T+1} \end{aligned}$$

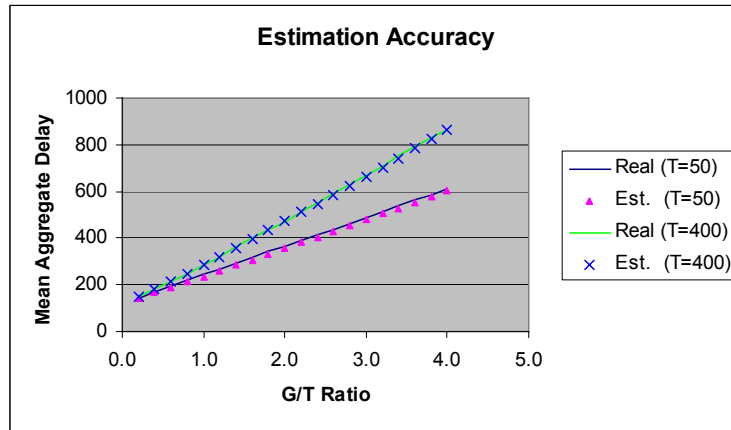
όπου με $[x/y]$ παριστάνουμε το αποτέλεσμα της ακέραιας διαίρεσης (με στρογγύλευση προς τα κάτω) των x και y .

Από τις παραπάνω δύο εκφράσεις και θεωρώντας στην δεύτερη περίπτωση ότι $[x/y] \cong x/y$, προκύπτει ότι, για δοσμένο λόγο G/T , η μέση καθυστέρηση σε περιβάλλον διακοπών αυξάνεται με το G (άρα και το T , αφού είναι ανάλογα). Πχ, για $G/T=4$, θα έχουμε καλύτερα αποτελέσματα για $G=4$ και $T=1$, παρά για $G=400$ και $T=100$.

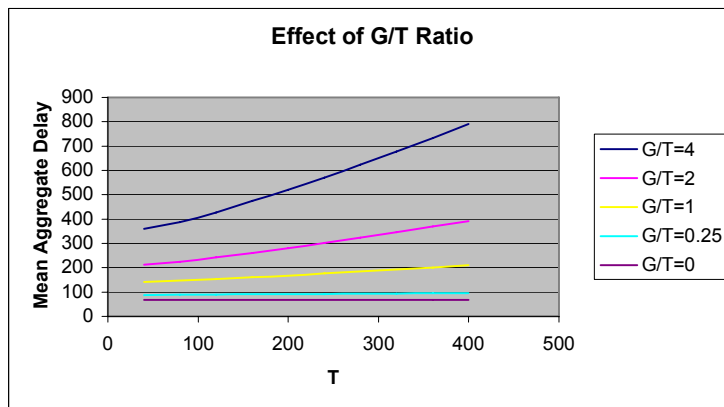
4. Πειραματικά Αποτελέσματα

Αρχικά έγιναν εξομοιώσεις προκειμένου να εξακριβωθεί και στην πράξη η ακρίβεια των παραπάνω θεωρητικών εκτιμήσεων. Στην εικόνα 5-7 βλέπουμε τις αναμενόμενες θεωρητικά τιμές της μέσης καθυστέρησης, έναντι αυτών που προέκυψαν από τις εξομοιώσεις. Το σχήμα εκπομπής που χρησιμοποιήθηκε παρουσίαζε, χωρίς διακοπές, μέση καθυστέρηση $M=121.299$ (οπότε για τις περιπτώσεις $T=50$ η εκτίμηση προέρχεται από τον υπολογισμό της ποσότητας $M\text{Σ}A_1$ παραπάνω, ενώ για $T=400$ από την $M\text{Σ}A_2$). Βλέπουμε ότι και οι δύο τύποι δίνουν μία πολύ ικανοποιητική προσέγγιση της πραγματικότητας.

Προκειμένου τώρα να εξακριβωθεί και το ποιοτικό συμπέρασμα που προκύπτει από τις παραπάνω σχέσεις, έγιναν εξομοιώσεις για διάφορους λόγους G/T και διαφορετικές τιμές του T (εικόνα 5-8), για παράδειγμα με $M=68.669$. Σημειωτέον ότι για μια συγκεκριμένη καμπύλη το T προσδιορίζει και το G , πχ, στην καμπύλη $[G/T=4]$, στο σημείο όπου $T=100$ η εξομοίωση έγινε με $G=400$, στο $T=200$ με $G=800$ κοκ. Επίσης, η καμπύλη $G/T=0$ σημαίνει ότι $G=0$, δηλαδή η μετάδοση είναι συνεχής



Εικόνα 5-7 : Σύγκριση της ΜΣΑ που προκύπτει από πειραματικά αποτελέσματα (*Real*), έναντι αυτής που δίνουν οι παραπάνω εκφράσεις (*Est.*), για τους χρήστες της υπηρεσίας S_T .



Εικόνα 5-8 : Αποτελέσματα εξομοιώσεων προκειμένου να επαληθευτούν τα ποιοτικά συμπεράσματα που προκύπτουν από τις παραπάνω εκφράσεις. Στον κάθετο άξονα η ΜΣΑ των χρηστών της υπηρεσίας S_T .

χωρίς διακοπές, ανεξάρτητα με την τιμή του T , γι' αυτό άλλωστε και η καμπύλη παραμένει στην τιμή 68.669.

Από την παρατήρηση των αποτελεσμάτων φαίνεται καθαρά ότι η μέση καθυστέρηση των πελατών της υπηρεσίας S_T , για συγκεκριμένο G/T , μειώνεται με τη διάρκεια του *Transmission*. Αυτό συμβαίνει επειδή για μικρό *Transmission* τα δεδομένα είναι πιο ομοιόμορφα κατανομημένα στο χρόνο. Σε σχετικό θεώρημα στο [12] αποδεικνύεται ότι για δεδομένη συχνότητα εμφανίσεων κάποιων δεδομένων, η ελάχιστη μέση καθυστέρηση επιτυγχάνεται όταν αυτά εμφανίζονται ομοιόμορφα στο χρόνο. Η σύγκριση των εικόνων 5-2 και 5-3 δείχνει καθαρά ότι η δεύτερη υπερέχει, όσον αφορά την ομοιομορφία των εμφανίσεων των δεδομένων.

Το συμπέρασμα είναι ότι για δεδομένο λόγο G/T και δεδομένο σχήμα εκπομπής, το βέλτιστο αποτέλεσμα προκύπτει όταν $T =$ ελάχιστο¹⁷. Επίσης δείξαμε και έναν θεωρητικό τρόπο να υπολογίζεται εκ των προτέρων η επίπτωση που θα έχει η εισαγωγή διακοπών σε ένα σχήμα εκπομπής.

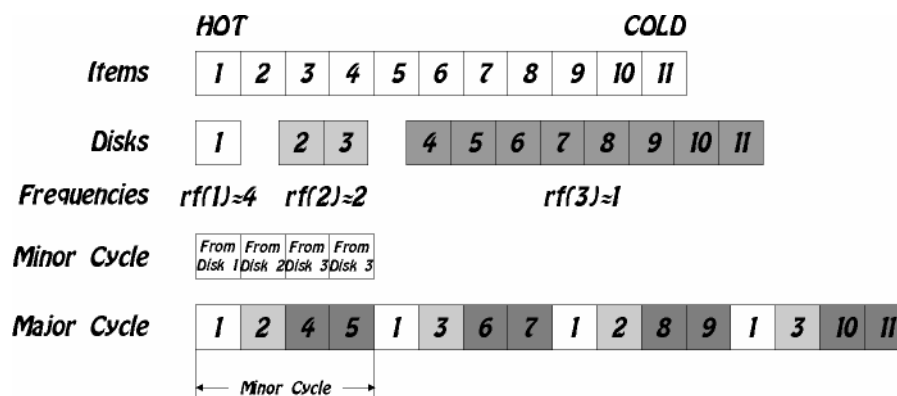
¹⁷ Αυτό δε σημαίνει απαραίτητα $T=1$, αφού ο λόγος G/T μπορεί να μην είναι ακέραιος αριθμός.

5. Δίσκοι Εκπομπής

Στο εδάφιο αυτό θα συγκρίνουμε τις επιδόσεις των αλγορίθμων *groupMAD* και *TAP-MM-0.5* για περιβάλλον με διακοπές, το οποίο είναι μέρος ενός συστήματος οργανωμένου σε δίσκους εκπομπής (*broadcast disks*). Σε ένα τέτοιο σύστημα, τα διαστήματα *Gap* και *Transmission* που είδαμε προηγουμένως είναι σαφώς προκαθορισμένα σε μέγεθος, δηλαδή δεν επιτρέπεται η μεταβολή τους, ακόμη κι αν ο λόγος των μεγεθών τους μείνει αμετάβλητος. Οι απαράβατες συνθήκες δηλαδή είναι :

- $Gap = OS$, και
- $Transmission = AS$

Ο λόγος για τον οποίο συμβαίνει αυτό εξηγείται με τη βοήθεια του αριθμητικού παραδείγματος της εικόνας 5-9, που περιγράφει την οργάνωση δεδομένων σε δίσκους εκπομπής. Η μέθοδος απαιτεί σαν δεδομένα την σχετική



συχνότητα εμφάνισης κάθε αντικείμενου σε σχέση με τα υπόλοιπα, μέσα σε μία περίοδο. Αντικείμενα όμοιας συχνότητας λέμε ότι ανήκουν στον ίδιο «δίσκο», η «ταχύτητα περιστροφής» του οποίου διαφέρει από των υπολοίπων. Στην εικόνα 5-9, υπάρχει ένας δίσκος με το αντικείμενο 1 ο οποίος είναι δύο φορές γρηγορότερος από αυτόν με τα 2 & 3, και τέσσερις φορές γρηγορότερος από αυτόν με τα υπόλοιπα. Μέσα από μία διαδικασία που βασίζεται στο *EKΠ* (Ελάχιστο Κοινό Πολλαπλάσιο) των συχνοτήτων αλλά λαμβάνει υπ' όψιν και τα μεγέθη του κάθε δίσκου, μπορεί πάντα να κατασκευαστεί ένα σχήμα εκπομπής στο οποίο οι σχετικές συχνότητες εμφάνισης των αντικειμένων είναι αυτές που ορίστηκαν αρχικά.

Μελετούμε το σενάριο κατά το οποίο έχει παραχωρηθεί ένας από τους δίσκους εκπομπής σε υπηρεσία που θα εξυπηρετηθεί από τον *groupMAD*. Είναι ξεκάθαρο ότι πλέον τα *Gap* και *Transmission* στην περίπτωση αυτή δεν αλλάζουν, οπότε και τα συμπεράσματα που προέκυψαν από την εικόνα 5-8 δεν αρμόζουν στην περίπτωση.

Για διάφορους συνδυασμούς G και T , έγιναν εξομοιώσεις προκειμένου να μετρηθούν οι επιδόσεις των *groupMAD* και *TAP-MM-0.5*. Στον πίνακα 5-10 βλέπουμε τα αποτελέσματα των εξομοιώσεων για βάση μήκους 275 αντικειμένων, με υπερκάλυψη τύπου 1(0.2), δηλαδή με 20% από τα αντικείμενα διπλά. Ο αριθμός των διακριτών αντικειμένων είναι 220. Η κατανομή των δημοτικότητων των ομάδων είναι zipf I, ενώ των μεγεθών είναι αύξουσα (μικρές δημοφιλείς ομάδες).

Gap/Transmit	groupMAD	pipWL-0.5	%
10/40	81.727	83.176	1.74
50/200	83.998	86.706	3.12
200/800	95.729	100.588	4.83
10/10	125.882	128.369	1.94
50/50	132.935	136.203	2.40
200/200	147.236	160.492	8.26
40/10	325.760	330.823	1.53
200/50	332.414	348.927	4.73
800/200	448.416	502.756	10.81

Εικόνα 5-10 : ΜΣΑ για μικρές δημοφιλείς ομάδες με επικάλυψη 20%.

Στον πίνακα 5-11 δε, βλέπουμε παρόμοια αποτελέσματα για βάση δεδομένων με μεγάλες δημοφιλείς ομάδες (φθίνουσα κατανομή μεγεθών).

Gap/Transmit	groupMAD	pipWL-0.5	%
10/40	146.010	149.526	2.35
50/200	147.633	151.993	2.87
200/800	158.844	165.081	3.78
10/10	217.059	220.545	1.58
50/50	234.675	242.124	3.08
200/200	234.495	249.298	5.94
40/10	600.275	607.797	1.24
200/50	572.103	606.147	5.62
800/200	567.069	649.248	12.66

Εικόνα 5-11 : ΜΣΑ για μεγάλες δημοφιλείς ομάδες με επικάλυψη 20%.

Σημειωτέον ότι για περιβάλλον χωρίς διακοπές η ποσοστιαία βελτίωση της ΜΣΑ του σχήματος του *groupMAD* έναντι αυτού του *ΤΔΠ-ΜΜ-0.5* είναι περίπου 1%, για επικάλυψη τύπου 1(0.2) (βλ. και πίνακα 3-11). Η μεγαλύτερη ποσοστιαία βελτίωση οφείλεται στο ότι οι συντελεστές F_p , F_h και F_l , που απαιτούνται για τη λειτουργία του *groupMAD*, έχουν υπολογιστεί ξεχωριστά για κάθε μία από τις περιπτώσεις των πινάκων παραπάνω. Δηλαδή το σχήμα εκπομπής του *groupMAD* είναι διαφορετικό για κάθε μία από τις παραπάνω μετρήσεις. Αντίθετα, το σχήμα του *ΤΔΠ-ΜΜ-0.5* είναι πάντα το ίδιο, αφού δεν υπάρχει η δυνατότητα για ρυθμίσεις. Βλέπουμε λοιπόν ότι η ύπαρξη των συντελεστών F_p , F_h και F_l αποτελεί πλεονέκτημα στην περίπτωση αυτή, καθώς και σε άλλες πιθανές παραλλαγές που τυχόν ερευνηθούν στο μέλλον, αφού προσδίδει μία ευελιξία και προσαρμοστικότητα στον αλγόριθμο, με αντίτιμο βέβαια την επιπλέον εργασία που απαιτείται για τον προσδιορισμό τους.

Προφανώς η αναλυτική μέθοδος υπολογισμού της ΜΣΑ του εδαφίου 5.3 αρμόζει και στην περίπτωση αυστηρά προκαθορισμένων G και T , καθώς επίσης, αντίστροφα, το πλεονέκτημα του *groupMAD* λόγω ρυθμίσεων υπάρχει και στην περίπτωση όπου G/T =σταθερό.

6. Συμπεράσματα

Στο Κεφάλαιο αυτό μελετήσαμε δύο σενάρια διακοπτόμενης εκπομπής. Στο πρώτο, το μέγεθος των διαστημάτων διακοπής και εκπομπής μπορεί να ποικίλλει κατ' απόλυτη τιμή, αλλά όχι κατά αναλογία. Για το σενάριο αυτό, δείξαμε ότι τα διαστήματα είναι ωφέλιμο να είναι κατά το δυνατόν μικρότερα. Το δεύτερο σενάριο αφορά αυστηρά προκαθορισμένες τιμές διαστημάτων μετάδοσης και διακοπής.

Για κάθε περίπτωση διακοπών, δείξαμε μία μέθοδο για εκ των προτέρων αναλυτικό υπολογισμό της επίπτωσης που έχουν αυτές στην *MΣΑ* του πληθυσμού και επιβεβαιώσαμε την ακρίβειά της με πειραματικές μετρήσεις. Επίσης για κάθε περίπτωση είδαμε ότι ο *groupMAD* έχει τη δυνατότητα προσαρμογής, δίνοντας καλύτερα αποτελέσματα.

1. Κατανομή zipf I

Οι κατανομές zipf είναι διακριτές. Η μαθηματική έκφραση που παράγει την κατανομή zipf I είναι η :

$$b_i = \frac{c}{i}, i = 1, \dots, M$$

όπου

$$c = \left(\sum_{j=1}^M \frac{1}{j} \right)^{-1}$$

Δηλαδή το b_i είναι n φορές μεγαλύτερο από το b_n , $\forall n \in \{1, \dots, M\}$. Το c είναι παράγοντας για κανονικοποίηση, έτσι ώστε δηλαδή $\sum b_i = 1$.

2. Κατανομή zipf II

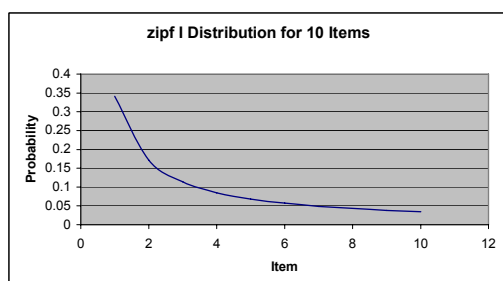
Η κατανομή zipf II δίνεται από την έκφραση :

$$b_i = \frac{i^\theta - (i-1)^\theta}{M^\theta}, i = 1, \dots, M$$

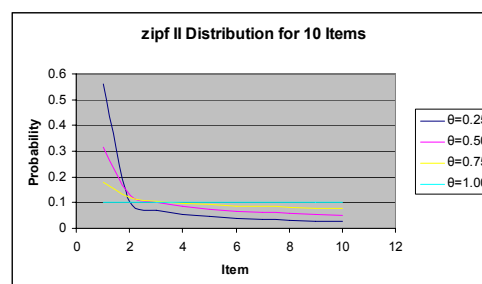
Εξ' ορισμού τα έχουν άθροισμα 1, οπότε δεν υπάρχει ανάγκη κανονικοποίησης.

3. Γραφικές παραστάσεις

Οι παρακάτω εικόνες A-1 και A-2 δείχνουν την κατανομή zipf I και την zipf II αντίστοιχα, την δεύτερη για διάφορες τιμές του θ . Χωρίς βλάβη της γενικότητας η καμπύλη παρουσιάζεται συνεχής.



Εικόνα A-1 : Κατανομή zipf I για 10 αντικείμενα.



Εικόνα A-2 : Κατανομή zipf II για 10 αντικείμενα και διάφορες τιμές του θ .

Βιβλιογραφία

- [1] L. Tassiulas and C.-J. Su. “Broadcast Scheduling for Information Distribution”. *Proc. IEEE INFOCOM 97*, 1997.
- [2] L. Tassiulas and C.-J. Su. “Broadcast Scheduling for the Distribution of Information Items with Unequal Length”. Technical Report, Institute For Systems Research, University of Maryland, College Park, May 1997.
- [3] L. Tassiulas and C.-J. Su. “Optimal Memory Management Strategies for a Mobile User in a Broadcast Data Delivery System”. *IEEE JSAC* 15(7):1226-1237, September 1997.
- [4] C. -J. Su and L. Tassiulas. “Designing Broadcast Schedules for Information Dissemination through Broadcasting”. Technical Report, Institute For Systems Research, University of Maryland, College Park, December 1996.
- [5] N. H. Vaidya and S. Hameed. “Scheduling Data Broadcast in Assymetric Communication Environments”. Technical Report, Department of Computer Science, Texas A&M University, November 1996.
- [6] S. Acharya, R. Alonso, M. Franklin and S. Zdonik. “Broadcast Disks : Data Management for Asymmetric Communication Environments”. Technical Report, CS-94-43, Department of Computer Science, Brown University, October 1994.
- [7] S. Acharya, M. Franklin and S. Zdonik. “Dissemination-Based Data Delivery Using Broadcast Disks”. *IEEE Personal Communications*, 2(6):50-60, December 1995.
- [8] S. Acharya, M. Franklin and S. Zdonik. “Balancing Push and Pull for Data Broadcast”. *Proc. of ACM SIGMOD Conference*, May 1997.
- [9] M. Franklin and S. Zdonik. “Dissemination-Based Information Systems”. *IEEE Data Engineering Bulletin*, 19(3), September 1996.
- [10] M. Franklin and S. Zdonik. “ ‘Data In Your Face’ : Push Technology in Perspective”. *Proc. of ACM SIGMOD International Conference on the Management of Data*, June 1998.
- [11] M. H. Ammar and J. W. Wong. “On the Optimality fo Cyclic Transmission in Teletext Systems”. *IEEE Transactions on Communications*, COM-35(1):68-73, January 1987.
- [12] M. H. Ammar and J. W. Wong. “The Design of Teletext Broadcast Cycles”. *Performance Evaluation*, 5(4):235-242, December 1985.

- [13] M. H. Ammar. "Response Time in a Teletext System : An Individual User's Perspective". *IEEE Transactions on Communications*, COM-35(11):1159-1170, November 1987.
- [14] M. H. Ammar. "Teletext-Like Information Delivery Using Broadcast Polling". *Computer Networks and ISDN Systems*, 12:107-115, 1987.
- [15] K. Stathatos, N. Roussopoulos and J. S. Baras. "Adaptive Data Broadcasting Using Air-Cache". *First International Workshop on Satellite-based Information Services*, 30-37, Rye, New York, November 1996.
- [16] K. Stathatos, N. Roussopoulos and J. S. Baras. "Adaptive Data Broadcast in Hybrid Networks". Technical Report, Center for Satellite and Hybrid Communication Networks, University of Maryland, College Park, April 1997.
- [17] D. Aksoy and M. Franklin. "Scheduling for Large-Scale On-Demand Data Broadcasting". *Proc. IEEE INFOCOM 98*.
- [18] T. Imielinski and B. R. Badrinath. "Mobile Wireless Computing : Challenges in Data Management". *Communications of the ACM*, 37(10):17-28, October 1994.
- [19] AirMedia Inc. URL <http://www.airmedia.com/>.
- [20] Pointcast Inc. URL <http://www.pointcast.com/>.
- [21] Intel Intericast Technology. URL <http://www.intercast.com/>.
- [22] Marimba Inc. URL <http://www.marimba.com/>.
- [23] R. Jain and J. Werth. "Airdisks and airRAID : Modelling and scheduling periodic wireless data broadcast (extended abstract)". Technical Report, *DIMACS Technical Report 95-11*, Rutgers University, May 1995.