

Σειρά Ασκήσεων 11: Κρυφές Μνήμες και η Επίδοσή τους

Παράδοση έως Τρίτη 2 Μαΐου 2017 (βδ. 11.2) ώρα 23:59 (από βδ. 9)

Βιβλίο (4η έκδοση, Ελληνικό): διαβάστε το πρώτο ήμισυ του κεφαλαίου 5 – § 5.1 έως και 5.3, σελ. 524-570. Διαβάστε ιδιαίτερα προσεκτικά τις σελίδες 524-542 και 551-564.

Άσκηση 11.1: Μέσος Χρόνος Προσπέλασης Ιεραρχίας Μνήμης

Όπως είδαμε στο μάθημα, για τον υπολογισμό των επιδόσεων μιάς ιεραρχίας μνήμης (π.χ. κρυφή μνήμη (cache memory) με κύρια μνήμη (main memory)) ορίζουμε τις εξής παραμέτρους:

- hit_ratio (ποσοστό ευστοχίας): τι ποσοστό του συνολικού πλήθους προσπελάσεων στην ιεραρχία μνήμης ήταν εύστοχες προσπελάσεις.
- $miss_ratio$ (ποσοστό αστοχίας): τι ποσοστό του συνολικού πλήθους προσπελάσεων στην ιεραρχία μνήμης ήταν άστοχες προσπελάσεις. Προφανώς, $hit_ratio + miss_ratio = 1$.
- t_{hit} (hit time - χρόνος ευστοχίας): χρόνος εύστοχης προσπέλασης, δηλαδή πόση ώρα παίρνει μιά προσπέλαση που βρίσκει αυτό που ζητά στην μικρή και γρήγορη μνήμη (π.χ. στην κρυφή μνήμη).
- t_{miss} (miss time - χρόνος αστοχίας): χρόνος άστοχης προσπέλασης, δηλαδή πόση ώρα παίρνει (συνολικά) μιά προσπέλαση που δεν βρίσκει αυτό που ζητά στην μικρή και γρήγορη μνήμη (π.χ. στην κρυφή μνήμη), και αναγκάζεται να το διαβάσει από την μεγάλη και αργή μνήμη (π.χ. κύρια μνήμη).
- $t_{miss_penalty} = t_{miss} - t_{hit}$ (miss penalty - επιπλέον κόστος της αστοχίας): πόση ώρα παραπάνω μας κοστίζει η αστοχία από την ευστοχία.

Τότε, ο μέσος χρόνος προσπέλασης στην ιεραρχία μνήμης, t_{eff} (effective access time), θα είναι, προφανώς:

$$t_{eff} = hit_ratio * t_{hit} + miss_ratio * t_{miss} = t_{hit} + miss_ratio * t_{miss_penalty}$$

Άσκηση: Θεωρήστε μιά κρυφή μνήμη με ποσοστό αστοχίας ενάμισι (1.5) %, χρόνο ευστοχίας 1 κύκλο ρολογιού, και κόστος αστοχίας (miss penalty) 40 κύκλους ρολογιού. Πόσος είναι ο μέσος χρόνος προσπέλασης σε αυτή την ιεραρχία μνήμης (σε κύκλους ρολογιού);

Άσκηση 11.2: Επίδοση Επεξεργαστή με Ιεραρχία Μνήμης

Το CPI των ασκήσεων [10.2](#) - [10.4](#) θεωρούσε ότι όλες οι προσπελάσεις μνήμης (instruction fetch, data load, data store) είναι εύστοχες, δηλαδή βρίσκουν αυτό που ζητούν στην κρυφή μνήμη (η οποία έχει χρόνο προσπέλασης 1 κύκλο ρολογιού). Δυστυχώς, η πραγματικότητα διαφέρει σημαντικά από αυτή την ιδανική εικόνα (και, δυστυχώς, τέτοιους εξιδανικευμένους και εξωπραγματικούς αριθμούς επιδόσεων δημοσιεύουν όχι σπάνια πολλές εταιρείες, για ευνόητους λόγους...). Ας δούμε πόσο μπορεί να χειροτερέψουν τα πράγματα με μιά μη ιδανική μνήμη.

Θεωρήστε έναν επεξεργαστή MIPS με ομοχειρία, μ' ένα "ιδανικό" CPI (CPI με ιδανική μνήμη) ίσο με 1.4 (όπως είχαμε συζητήσει στην άσκηση [10.3](#)). Θεωρήστε ότι αυτός τρέχει ένα πρόγραμμα που απαιτεί την εκτέλεση 1 εκατομμυρίου εντολών.

(α) Πόσους κύκλους ρολογιού θα χρειάζονταν αυτό το πρόγραμμα για να τρέξει αν η ιεραρχία μνήμης ήταν ιδανική (όλες οι προσπελάσεις εύστοχες);

Ας υπολογίσουμε τώρα πόσες προσπελάσεις μνήμης κάνει αυτό το πρόγραμμα μη ιδανική ιεραρχία μνήμης. Κάθε έντολη κάνει μία προσπέλαση μνήμης για `i_fetch`, και, επιπλέον, οι εντολές `load` και `store` κάνουν μία ακόμα προσπέλαση μνήμης καθεμία.

(β) Θεωρήστε ότι κατά την εκτέλεση του παραπάνω προγράμματος 25% των εκτελούμενων εντολών είναι `load` και 10% είναι `store`. Υπολογίστε το πλήθος προσπελάσεων που κάνει αυτό το πρόγραμμα στην κρυφή μνήμη εντολών (ICache) (για προσκόμιση εντολών - IFetch) και το πλήθος των προσπελάσεων που αυτό κάνει στην κρυφή μνήμη δεδομένων (DCache) (για αναγνώσεις δεδομένων από εντολές `load` ή για εγγραφές δεδομένων από εντολές `store`).

Από τις προσπελάσεις αυτές (β), άλλες είναι εύστοχες, και άλλες άστοχες. Με τις εύστοχες προσπελάσεις, τα πράγματα έχουν όπως και στον ιδανικό υπολογιστή (α). Κάθε άστοχη προσπέλαση, όμως, μας κοστίζει `miss_penalty` κύκλους ρολογιού επιπλέον αυτών που ξοδεύει ο ιδανικός υπολογιστής.

(γ) Πόσες άστοχες προσπελάσεις στην κρυφή μνήμη εντολών κάνει το παραπάνω πρόγραμμα, εάν το `miss_ratio` αυτής της ICache είναι 2.0 % και πόσες άστοχες προσπελάσεις κάνει αυτό στην κρυφή μνήμη δεδομένων, εάν το `miss_ratio` της DCache είναι 4.0 % ;

(δ) Πόσους κύκλους ρολογιού (επιπλέον του ιδανικού) μας κοστίζουν αυτές οι άστοχες προσπελάσεις, εάν το `miss_penalty` είναι 20 κύκλοι ρολογιού; (το ίδιο, 20 κύκλοι, από οιαδήποτε από τις δύο αυτές κρυφές μνήμες πρώτου επιπέδου, L1 Caches, μέχρι την κρυφή μνήμη δευτέρου επιπέδου, L2 Cache, που είναι κοινή για εντολές και για δεδομένα, και που ας θεωρήσουμε εδώ, για απλότητα, ότι ποτέ δεν αστοχεί...) (μά άλλη υπόθεση που κάνουμε εδώ είναι ότι, όσο διαρκεί ο εξυπηρέτηση μιάς αστοχίας, ο υπόλοιπος επεξεργαστής "κάθεται άπραγος", μη κάνοντας τίποτα χρήσιμο, όσο περιμένει να τελειώσει ο χειρισμός της αστοχίας (πράγμα που δεν είναι αλήθεια σε πολλούς σημερινούς προχωρημένους επεξεργαστές)).

Ο πραγματικός υπολογιστής, λοιπόν, θα αργεί περισσότερο από τον ιδανικό (α) κατά τόσους κύκλους ρολογιού όσοι χάθηκαν λόγω άστοχων προσπελάσεων (δ). Επομένως, (ε) πόσους κύκλους ρολογιού θα χρειαστεί ο πραγματικός υπολογιστής για να τρέξει το παραπάνω πρόγραμμα του 1 εκατομμυρίου εντολών;

(στ) Πόσο είναι, συνεπώς, το ισοδύναμο CPI του πραγματικού υπολογιστή;

(ζ) Πόσες φορές αργότερος είναι ο πραγματικός από τον ιδανικό υπολογιστή; (δηλαδή πόσες φορές ταχύτερος είναι ο ιδανικός από τον πραγματικό –δηλαδή $t_{\text{πραγματικός}} / t_{\text{ιδανικός}}$).

Άσκηση 11.3:

Κρυφή Μνήμη Μονοσήμαντης Απεικόνισης (Direct Mapped)

Όταν τοποθετούμε ένα αντίτυπο μιάς λέξης από την κύρια μνήμη στην κρυφή μνήμη, αυτό μπορεί να τοποθετηθεί σε **ορισμένες μόνο "επιτρεπτές" θέσεις** της κρυφής μνήμης. Εάν όλες οι θέσεις της κρυφής μνήμης είναι επιτρεπτές (για την κάθε λέξη της κύριας μνήμης), τότε η κρυφή μνήμη λέγεται **πλήρως προσεταιριστική** (fully associative cache). Το μειονέκτημα όμως της πλήρως προσεταιριστικής κρυφής μνήμης είναι το υψηλό της κόστος: για να ψάξουμε να βρούμε αν μιά επιθυμητή λέξη της κύριας μνήμης έχει αυτή τη στιγμή αντίτυπο της στην κρυφή μνήμη, ώστε να το διαβάσουμε από εκεί γρήγορα, πρέπει να ψάξουμε **σε όλες** τις θέσεις της κρυφής μνήμης, αφού η επιθυμητή λέξη, όταν είχε έλθει στην κρυφή μνήμη (αν είχε έλθει, και αν είναι ακόμα εκεί), ήταν επιτρεπτό να τοποθετηθεί σε οποιαδήποτε θέση της κρυφής μνήμης.

Η οργάνωση κρυφής μνήμης με το μικρότερο δυνατό κόστος είναι η **μονοσήμαντης απεικόνισης** (direct mapped cache). Σε αυτή την οργάνωση, υπάρχει **μία μόνο επιτρεπτή θέση** στην κρυφή μνήμη για την κάθε λέξη της κύριας μνήμης. Έτσι, το ψάξιμο για μιά λέξη είναι απλό: πηγαίνουμε στην μοναδική επιτρεπτή θέση για αυτή τη λέξη, και κοιτάμε να δούμε ποιός βρίσκεται εκεί αυτή τη στιγμή: η επιθυμητή λέξη, άλλη λέξη, ή καμία λέξη; (Η απάντηση δίδεται από το address tag και το valid bit, όπως είπαμε στο μάθημα).

Φυσικά, το πρόβλημα με την μονοσήμαντη απεικόνιση είναι ότι μόνο μία από τις πολλές λέξεις της κύριας μνήμης που έχουν όλες την ίδια επιτρεπτή θέση στην κρυφή μνήμη μπορεί να βρίσκεται στην κρυφή μνήμη σε οποιαδήποτε δεδομένη στιγμή –αν το πρόγραμμα μας τύχει να θέλει να δουλέψει (σχεδόν) "ταυτόχρονα" με δύο ή περισσότερες από αυτές τις λέξεις, τότε θα έχει συνεχείς αστοχίες: η μία λέξη θα διώχνει την άλλη. Για να μειώσουμε όσο μπορούμε τις αρνητικές συνέπειες αυτού του φαινομένου, επιδιώκουμε η απεικόνιση των λέξεων της κύριας μνήμης στην κρυφή μνήμη –μά συνάρτηση διασποράς (hashing), ουσιαστικά– να τις σπέρνει όσο πιο ομοιόμορφα μπορεί σε όλη την κρυφή μνήμη, και να τις σπέρνει χωρίς αρνητικές συσχετίσεις με τις συνηθισμένες ιδιότητες τοπικότητας των προγραμμάτων.

Οι συνηθισμένες τοπικότητες των προγραμμάτων είναι η **χρονική** (temporal - ίδια λέξη ξανά και ξανά), και η **χωρική** (spatial - γειτονικές λέξεις χρησιμοποιούνται "μαζί"). Για να μην έχει η απεικόνιση των λέξεων αρνητικές συσχετίσεις με την χωρική τοπικότητα, πρέπει **γειτονικές λέξεις** της κύριας μνήμης (που χρησιμοποιούνται "μαζί") να απεικονίζονται σε **διαφορετικές θέσεις** της κρυφής μνήμης (ώστε να μην διώχνει η μία την άλλη). Επιπλέον, η απεικόνιση των λέξεων πρέπει να είναι απλή, προκειμένου να υλοποιείται τάχιστα στο κύκλωμα. Η συνάρτηση διασποράς που έχει αυτές τις ιδιότητες και χρησιμοποιείται στις κρυφές μνήμες μονοσήμαντης απεικόνισης είναι η εξής (όπου "modulo" είναι το υπόλοιπο της διαίρεσης –θυμηθείτε ότι διαίρεση διά δύναμη του 2 ισοδυναμεί με το να μοιράσουμε απλώς τα bits της λέξης στο κατάλληλο πλήθος MS bits (πηλίκο) και LS bits (υπόλοιπο)):

$$(\text{θέση_κρυφής_μν}) = (\text{διεύθ_κύριας_μν}) \bmod \text{m} (\text{μέγεθος_κρυφής_μν})$$

Θεωρήστε, για απλότητα σε αυτή την άσκηση, ότι η κύρια μνήμη έχει μέγεθος μόνο 128 Bytes, επομένως οι λέξεις της έχουν διευθύνσεις 0, 4, 8, 12,... 120, 124. Θεωρήστε, επίσης για απλότητα, ότι η κρυφή μνήμη έχει μέγεθος μόνο 32 Bytes, δηλαδή 8 λέξεις, επομένως οι θέσεις της είναι οι 0, 4, 8, 12, 16, 20, 24, και 28.

(α) Κάντε έναν πίνακα που να δείχνει ποιές λέξεις της κύριας μνήμης απεικονίζονται σε κάθε μία θέση της κρυφής μνήμης (η κάθε λέξη της κύριας μνήμης, προφανώς, θα εμφανίζεται μία μόνο φορά, σε μία μόνο θέση του πίνακα, αφού απεικονίζεται σε μία μόνο θέση της κρυφής μνήμης). Πόσες λέξεις της κύριας μνήμης απεικονίζονται στην ίδια θέση (διώχνουν η μία την άλλη), για κάθε θέση της κρυφής μνήμης; Είναι ομοιόμορφα διασπαρμένες ή συνωστιάζονται όλες σε μερικές μόνο θέσεις της κρυφής μνήμης; Υπάρχουν πουθενά γειτονικές λέξεις της κύριας μνήμης που να απεικονίζονται στην ίδια θέση της κρυφής μνήμης, δηλαδή να "διώχνουν" η μία την άλλη;

(β) Στο παραπάνω απλό παράδειγμα, η διεύθυνση μνήμης είναι 7 bits (αφού το μέγεθος της κύριας μνήμης είναι 128 Bytes). Η διεύθυνση της κρυφής μνήμης είναι 5 bits (μέγεθος 32 Bytes), αλλά μόνο τα 3 από αυτά τα bits μας ενδιαφέρουν για να επιλέξουμε τη θέση της κρυφής μνήμης όπου απεικονίζεται μία λέξη, αφού η κρυφή μνήμη έχει 8 μόνο θέσεις (για να το πούμε αλλιώς: η κρυφή μνήμη δεν ενδιαφέρεται για Bytes, αλλά μόνο για λέξεις). Όταν ο επεξεργαστής μας δίνει τα 7 bits της διεύθυνσης μνήμης της λέξης που θέλει, πώς θα προκύψουν τα 3 bits που υποδηλώνουν τη θέση της κρυφής μνήμης όπου πρέπει να ψάξουμε; Μεταφράστε τον πίνακα της ερώτησης (α) στο δυαδικό για να δείτε την απάντηση έτοιμη προστά σας.

(γ) Για να βρούμε τη λέξη που θέλει ο επεξεργαστής, είδαμε στο (β) πού πρέπει να ψάξουμε. Όταν φτάσουμε εκεί, η επόμενη ερώτηση είναι εαν υπάρχει εκεί αντίτυπο κάποιας λέξης μνήμης, εαν ναι ποιός, και εαν είναι αυτής που εμείς ψάχνουμε. Το εαν υπάρχει αντίτυπο κάποιας λέξης μνήμης, το απαντάει το **valid bit** (bit εγκυρότητας). Το ποιός λέξης, το απαντάει το **address tag** (ετικέτα διεύθυνσης). Πόσα bits πρέπει να έχει η ετικέτα διεύθυνσης (να κάνετε οικονομία στα bits –κοστίζουν!); Ποιά bits της διεύθυνσης μνήμης που θέλει ο επεξεργαστής πρέπει να συγκρίνουμε με την ετικέτα διεύθυνσης για να ξέρουμε αν βρήκαμε τη λέξη που ζητάει (ευστοχία) ή όχι (αστοχία); Για να απαντήστε αυτές τις ερωτήσεις, μελετήστε προσεκτικά τον πίνακα που μεταφράσατε στο δυαδικό στην ερώτηση (β), και δείτε μέσω ποιών bits διεύθυνσης

μπορεί κανείς να ξεχωρίσει μεταξύ τους τις λέξεις της κύριας μνήμης που επιτρέπεται να απεικονίζονται στη θέση της κρυφής μνήμης όπου ψάχνουμε, και που επομένως θέλουμε να ξέρουμε ποιά απ' όλες αυτές βρίσκεται εκεί αυτή τη στιγμή.

Άσκηση 11.4: Ποσοστό Αστοχίας σε Μνήμη Μονοσήμαντης Απεικόνισης και οπτικοποίηση με τη βοήθεια του εργαλείου SMPcache

Στην άσκηση αυτή, επιπλέον των ερωτημάτων που θα απαντήσετε "με το χέρι", θα χρησιμοποιήσετε και ένα εργαλείο προσομοίωσης και οπτικοποίησης της λειτουργίας της κρυφής μνήμης, το εργαλείο "SMPcache", ανεπτυγμένο από το University Extremadura, Spain, Technologies of Computers & Communications Department. Αυτό τρέχει μόνο σε Windows. Έχει παραχωρηθεί προς χρήση από το Τμήμα μας, με ειδική άδεια και για Πανεπιστημιακούς και μόνον σκοπούς. Γι αυτό, προς το παρόν το εργαλείο αυτό έχει εγκατασταθεί μόνο στα μηχανήματα του Πανεπιστημίου που έχουν Windows, και θα πρέπει να το τρέξετε εκεί. Η ιστοσελίδα του εργαλείου είναι η <http://arco.unex.es/smpcache/>, αλλά δεν θα σας είναι ιδιαίτερα χρήσιμη αυτή τη στιγμή. Αντ' αυτής, αρκεί να διαβάσετε το δικό μας εγχειρίδιο, από τον κ. Α. Ιωάννου, που αφορά τα σημεία που μας ενδιαφέρουν, απο τη διεύθυνση:

www.csd.uoc.gr/~hy225/16a/ex11_smpCache_man.pdf

Θεωρήστε την κρυφή μνήμη άμεσης απεικόνισης της άσκησης [11.3](#), η οποία είναι αρχικά κενή (όλα τα valid bits ψευδή), και θεωρήστε ότι ο επεξεργαστής προσπελαύνει τις εξής διευθύνσεις μνήμης, κατά χρονολογική σειρά:

```
100, 72, 56, 96, 76, 60, 52, 100, 80, 96,
72, 52, 76, 104, 60, 100, 80, 52, 96, 84,
100, 80, 52, 108, 104, 60, 56, 108, 76, 52,
96, 76, 56, 100, 60, 52, 104, 64, 60, 76
```

(α) Ποιές από αυτές τις προσπελάσεις είναι άστοχες και ποιές είναι εύστοχες; Γιά να το απαντήσετε, γράψτε τις προσπελάσεις στη σειρά, και δίπλα σε καθεμιά σημειώστε σε παρένθεση τη θέση της κρυφής μνήμης όπου αυτή τοποθετείται, και "A" ή "E". Το "A" ή "E" προκύπτει κοιτώντας πίσω στο χρόνο και βλέποντας ποιά λέξη μνήμης είχε μπει σε αυτή τη θέση τελευταία.

(β) Πόσες από τις προσπελάσεις είναι άστοχες; Ποιό είναι το ποσοστό αστοχίας;

(γ) Με τη βοήθεια του εργαλείου SMPcache, εκτελέστε τις προσπελάσεις αυτές και διασταυρώστε τα αποτελέσματά σας. Θα πρέπει αρχικά να συνθέσετε το σύστημά σας σύμφωνα με την εκφώνηση, και να φτιάξετε ένα κατάλληλο trace file (αυτά περιγράφονται στο εγχειρίδιο). Δείτε ποιές λέξεις (μπλοκ - cache lines) πηγαίνουν σε ποιες θέσεις της κρυφής μνήμης. Δείτε το πλήθος των misses και hits, καθώς και τα miss rate, και hit rate. Είναι πολύ εύκολο να δοκιμάσετε κι άλλες σειρές προσπελάσεων αν έχετε χρόνο.

(δ) Εστω ότι ο χρόνος ευστοχίας είναι 1 κύκλος ρολογιού, ενώ το επιπλέον κόστος αστοχίας είναι 5 κύκλοι ρολογιού. Τότε, ποιός είναι ο μέσος χρόνος προσπέλασης σε αυτή την ιεραρχία μνήμης; (Βλ. άσκηση [11.1](#) για τους ορισμούς). (Το κόστος αστοχίας που δίδεται εδώ είναι υπερβολικά μικρό γιά σημερινά δεδομένα, όμως και το ποσοστό αστοχίας είναι υπερβολικά μεγάλο λόγω του τεχνητού παραδείγματος που έχουμε).

Άσκηση 11.5: Αύξηση του Μεγέθους Block

Στις ασκήσεις [11.3](#) και [11.4](#), το μέγεθος block της κρυφής μνήμης ήταν μία (1) λέξη μόνο, δηλαδή σε κάθε αστοχία φέραμε στην κρυφή μνήμη μόνο την μία συγκεκριμένη λέξη που θέλαμε και μας έλειπε. Μιά τέτοια οργάνωση, δεν εκμεταλλεύεται τη χωρική τοπικότητα, δηλαδή ότι τα προγράμματα, μόλις χρειαστούν μιά λέξη, έχουν μεγάλη πιθανότητα σε λίγο να χρειαστούν και τις διπλανές της. Γιά να εκμεταλλευτούμε αυτή την ιδιότητα (σε συνδυασμό με το γεγονός ότι προσπελάσεις σε συνεχόμενες διευθύνσεις

κύριας μνήμης είναι πολύ φτηνότερες από προσπελάσεις σε τυχαίες διευθύνσεις) (και για να μειώσουμε και το πλήθος των address tags), αυξάνουμε το μέγεθος των blocks της κρυφής μνήμης.

Ας πούμε ότι στην κρυφή μνήμη της άσκησης 11.3 κάνουμε το μέγεθος block να είναι 2 λέξεις, δηλαδή 8 Bytes. Τότε, η κρυφή μνήμη, μεγέθους πάντα 32 Bytes, θα έχει 4 μόνο blocks, τα 0, 8, 16, και 24. Το block 0 περιέχει τις θέσεις 0 και 4, το block 8 περιέχει τις θέσεις 8 και 12, κ.ο.κ. Επίσης, οι λέξεις μνήμης θεωρούνται ζευγαρωμένες σε blocks ίσου μεγέθους, που είναι ευθυγραμμισμένα στα φυσικά τους όρια (όπως και οι γνωστοί μας περιορισμοί ευθυγράμμισης των προσπελάσεων του επεξεργαστή). Επομένως, τα ζευγάρια των λέξεων μνήμης είναι τα: 0 με 4, 8 με 12, 16 με 20, 24 με 28,... 112 με 116, και 120 με 124.

Σε κάθε αστοχία, φέρνουμε στην κρυφή μνήμη όχι μόνο τη λέξη που χρειαζόμαστε, αλλά και το "ταίρι" της (τα ταίρια της, για μεγαλύτερα blocks), δηλαδή **ολόκληρο το block** στο οποίο αυτή ανήκει. Αυτό το block λέξεων της κύριας μνήμης, το φέρνουμε στο block θέσεων της κρυφής μνήμης όπου αυτό απεικονίζεται, με την ίδια συνάρτηση απεικόνισης όπως πριν.

(α) Πόσες ετικέτες διεύθυνσης (address tags) χρειάζεται τώρα η κρυφή μνήμη; Παρατηρήστε ότι, αφού πάντα φέρνουμε ολόκληρα blocks και ποτέ μεμονωμένες λέξεις, αν ξέρουμε ποιά λέξη βρίσκεται π.χ. στη θέση 24 της κρυφής μνήμης, τότε ξέρουμε αυτόματα και ποιά λέξη βρίσκεται στη θέση 28, δηλαδή στην άλλη θέση του ίδιου block: το "ταίρι" της πρώτης.

(β) Θεωρήστε την ίδια σειρά προσπελάσεων όπως και στην άσκηση 11.4. Με τη νέα κρυφή μνήμη, ποιές από αυτές τις προσπελάσεις είναι άστοχες και ποιές είναι εύστοχες; Απαντήστε με τρόπο ανάλογο προς την ερώτηση 11.4(α), αλλά προσέξτε ότι τώρα η πρώτη αστοχία σε μία λέξη ενός block φέρνει ολόκληρο το block (2 λέξεις), και επομένως η επόμενη προσπέλαση στην άλλη λέξη του ίδιου block θα ευστοχήσει.

(γ) Πόσες από τις προσπελάσεις είναι άστοχες; Ποιό είναι το ποσοστό αστοχίας;

(δ) Με τη βοήθεια του εργαλείου SMPcache, αφού δημιουργήσετε τη νέα σύνθεση του συστήματός σας, εκτελέστε ξανά τις προσπελάσεις αυτές και διασταυρώστε τα αποτελέσματά σας.

(ε) Με τη βοήθεια του SMPcache αυτή τη φορά (δεν χρειάζεται να το κάνετε και με το χέρι, εκτός εάν δεν βρείτε πρόσβαση στο SMPcache), δοκιμάστε την παρακάτω, λίγο διαφοροποιημένη αλληλουχία προσπελάσεων:

100, 72, 56, 96, 76, 60, 52, 100, 80, 96,
72, 48, 76, 104, 60, 100, 84, 52, 96, 80,
100, 84, 52, 108, 104, 60, 56, 44, 76, 52,
40, 76, 56, 36, 60, 52, 40, 64, 60, 76

Τι ποσοστό ευστοχίας/αστοχίας βρίσκετε σε αυτήν την περίπτωση; Δοκιμάστε και με το προηγούμενο μέγεθος μπλοκ της άσκησης 11.4. Τώρα υπάρχει βελτίωση;

(στ) Έστω ότι ο χρόνος ευστοχίας είναι 1 κύκλος ρολογιού, ενώ το επιπλέον κόστος αστοχίας είναι 6 κύκλοι ρολογιού: 5 κύκλοι για την πρώτη λέξη, και 1 επιπλέον κύκλος για την μία επιπλέον λέξη. Η δεύτερη λέξη μας κοστίζει έναν μόνο κύκλο παραπάνω από την πρώτη επειδή οι δύο λέξεις που φέρνουμε ανήκουν στο ίδιο (ευθυγραμμισμένο) block της κύριας μνήμης, και άρα μπορούν να διαβαστούν "μαζί", πολύ γρηγορότερα από δύο τυχαίες, άσχετες αναγνώσεις που θα χρειάζονταν $5+5=10$ κύκλους ρολογιού. Τώρα, ποιός είναι ο μέσος χρόνος προσπέλασης σε αυτή την ιεραρχία μνήμης;

11.6 Μερικώς Προσεταιριστικές Κρυφές Μνήμες Δύο ή περισσότερων Δρόμων

Στο μάθημα είδαμε ότι η κρυφή μνήμη με απευθείας (μονοσήμαντη) απεικόνιση επιφέρει συγκρούσεις μεταξύ διευθύνσεων που τυχαίνει να απεικονίζονται στο ίδιο block της κρυφής μνήμης. Αυτές οι συγκρούσεις είναι ανεπιθύμητες, ειδικά εάν η κρυφή μνήμη έχει χώρο για εισερχόμενα δεδομένα (μία ή περισσότερες γραμμές είναι invalid) αλλά τα εισερχόμενα δεδομένα καταλήγουν να εκδιώξουν (αντικαταστήσουν) άλλα έγκυρα (valid) και πιθανόν χρήσιμα στο πρόγραμμα δεδομένα. Μία πλήρως προσεταιριστική (fully associative) κρυφή μνήμη επιλύει αυτό το πρόβλημα, το κόστος υλοποίησής της όμως είναι πολύ υψηλό για ρεαλιστικά μεγέθη κρυφής μνήμης (πχ. 64K).

Μια ενδιαμέση λύση με χαμηλότερο κόστος από την πλήρως προσεταιριστική κρυφή μνήμη είναι μία "μερικώς προσεταιριστική" κρυφή μνήμη (set associative cache). Σε αυτή την περίπτωση η κρυφή μνήμη οργανώνεται σε περισσότερες από μία στήλες (τυπικά από 2 έως 8 στήλες σε σύγχρονους επεξεργαστές). Οι στήλες αυτές ονομάζονται συχνά και "ways" ή δρόμοι. Η απεικόνιση διευθύνσεων σε γραμμές της κρυφής μνήμης είναι παρόμοια την μονοσήμαντη απεικόνιση. Ωστόσο, κάθε γραμμή της κρυφής μνήμης περιέχει τώρα ένα σύνολο (set) από blocks (τόσα όσες και οι στήλες) και ο επεξεργαστής μπορεί να "επιλέξει" το block (δηλαδή τη στήλη) στο οποίο θα απεικονίσει μία εισερχόμενη διεύθυνση. Για παράδειγμα, εάν το σύνολο έχει άκυρα blocks ένα από αυτά μπορεί να χρησιμοποιηθεί για την απεικόνιση της εισερχόμενης διεύθυνσης χωρίς να εκδιωχθούν άλλα έγκυρα (valid) blocks που υπάρχουν ήδη στο σύνολο. Μπορεί να πει κανείς ισοδύναμα, ότι το σύνολο blocks κάθε γραμμής της κρυφής μνήμης αντιμετωπίζεται σαν μία μικρή πλήρως προσεταιριστική κρυφή μνήμη για να αποφεύγονται ανεπιθύμητες συγκρούσεις. Φυσικά οι συγκρούσεις δεν μπορούν να αποφευχθούν πάντα, εφόσον σε κάθε σύνολο θα απεικονίζονται ούτως ή άλλως πολύ περισσότερες διευθύνσεις από το πλήθος των blocks του συνόλου.

Παράδειγμα: Ας υποθέσουμε ότι έχουμε μια κρυφή μνήμη μεγέθους 16 KB και το μέγεθος του block είναι 32 bytes, κατά συνέπεια τα 5 λιγότερο σημαντικά bits της διεύθυνσης δίνουν το block offset. Η μνήμη έχει 512 blocks. Αν η μνήμη χρησιμοποιούσε μονοσήμαντη απεικόνιση, τα επόμενα 9 bits (bit 6 έως bit 14) της διεύθυνσης θα χρησιμοποιούνταν σαν δείκτης του block. Ας υποθέσουμε ότι η κρυφή μνήμη χρησιμοποιεί μερικώς προσεταιριστική απεικόνιση με 2 σύνολα. Τα blocks χωρίζονται σε 2 στήλες των 256 blocks και χρησιμοποιούνται 8 (αντί για 9 στη μονοσήμαντη απεικόνιση), δηλ. τα bits 6 έως 13, για να δεικτοδοτήσουν ένα σύνολο των 2 blocks. Η ταυτοποίηση της διεύθυνσης γίνεται με έλεγχο των tags και των 2 blocks του συνόλου. Εάν η ταυτοποίηση αποτύχει, ο επεξεργαστής επιλέγει ένα από τα 2 blocks του συνόλου για να απεικονίσει τη διεύθυνση, αντικαθιστώντας το block εάν αυτό είναι valid.

Η μερικώς προσεταιριστική κρυφή μνήμη τυπικά μειώνει σημαντικά το ποσοστό αστοχιών (miss rate) λόγω αποφυγής συγκρούσεων, χάρη στην περισσότερη ευέλικτη απεικόνιση διευθύνσεων στην κρυφή μνήμη. Πειραματικά, έχειδειχθεί ότι το ποσοστό αστοχίας μίας μερικώς προσεταιριστικής κρυφής μνήμης 2 δρόμων (2-way set-associative) είναι ίσο με το ποσοστό αστοχίας μίας κρυφής μνήμης μονοσήμαντης απεικόνισης διπλάσιου μεγέθους. Ωστόσο, η μείωση μόνο του ποσοστού αστοχίας μίας κρυφής μνήμης δεν σημαίνει απαραίτητα και βελτίωση της επίδοσης του επεξεργαστή! Όπως μάθαμε στο μάθημα, η επίδοση μιας ιεραρχίας με κρυφή μνήμη εξαρτάται από 3 παράγοντες: το ποσοστό αστοχίας, την καθυστέρηση της ευστοχίας, και την καθυστέρηση της αστοχίας. Στην περίπτωση των μερικώς προσεταιριστικών κρυφών μνημών, όταν υπάρχει ευστοχία (δηλ. ο επεξεργαστής απεικονίσει τη διεύθυνση στο σύνολο, ταιριάξει την ετικέτα tag της διεύθυνσης με μία από τις αποθηκευμένες ετικέτες του συνόλου, και ελέγξει ότι η αποθηκευμένη διεύθυνση είναι valid), ο επιλογέας της γραμμής επιλέγει ένα σύνολο blocks, κατά συνέπεια απαιτείται επιπλέον υλικό για να διαβαστεί το συγκεκριμένο block που αναζητεί ο επεξεργαστής. Αυτό μπορεί να γίνει με χρήση πολυπλέκτη N:1 όπου N το πλήθος των blocks κάθε συνόλου. Η χρήση του πολυπλέκτη επιφέρει επιπλέον καθυστέρηση στην ανάγνωση του σωστού block, η οποία δεν υπάρχει στην περίπτωση κρυφής μνήμης με μονοσήμαντη απεικόνιση.

Μάλιστα, όσο περισσότερα blocks υπάρχουν σε ένα σύνολο, τόσο μεγαλύτερη είναι η καθυστέρηση. Κατά συνέπεια ο χρόνος ευστοχίας σε μία κρυφή μνήμη που είναι set associative είναι μεγαλύτερος από το χρόνο ευστοχίας σε μία κρυφή μνήμη που είναι direct mapped, και αυξάνεται (με ρυθμό περίπου 2% για κάθε στήλη της κρυφής μνήμης). Ο μόνος τρόπος να συμπεράνουμε εάν μία μερικώς προσεταιριστική κρυφή μνήμη επιτυγχάνει καλύτερη επίδοση από μία κρυφή μνήμη μονοσήμαντης απεικόνισης είναι να υπολογίσουμε το μέσο χρόνο πρόσβασης στη μνήμη ($\text{average memory access time} = \text{hit_time} + \text{miss_rate} * \text{miss_penalty}$).

11.7 Πολιτικές Αντικατάστασης

Σε κάθε σύστημα μνήμης (κρυφή μνήμη, RAM, ...) στο οποίο υπάρχει επιλογή ως προς την απεικόνιση μιας διεύθυνσης (δηλαδή η απεικόνιση δεν είναι μονοσήμαντη), και όταν όλες οι δυνατές επιλογές για την απεικόνιση απεικονίζουν ήδη νόμιμες (valid) διευθύνσεις, προκύπτει το πρόβλημα της αντικατάστασης μίας νόμιμης διεύθυνσης που είναι ήδη παρούσα στη μνήμη. Στην περίπτωση των πλήρως προσεταιριστικών κρυφών μνημών για παράδειγμα, εάν μια διεύθυνση του επεξεργαστή δεν απεικονίζεται σε κανένα block και όλα τα blocks είναι νόμιμα (κατάσταση valid) ο επεξεργαστής είναι υποχρεωμένος να αντικαταστήσει ένα από τα νόμιμα blocks. Ο θεωρητικά βέλτιστος αλγόριθμος αντικατάστασης, εάν δεν γνωρίζουμε τις μελλοντικές διευθύνσεις που θα παράγει ο επεξεργαστής, είναι ο αλγόριθμος Least Recently Used (LRU) ο οποίος αντικαθιστά το block το οποίο προσπελάθηκε λιγότερο πρόσφατα από τον επεξεργαστή και κατά συνέπεια αναμένεται να μην προσπελαθεί σύντομα ή και καθόλου στο μέλλον. Η υλοποίηση της LRU σε περίπτωση επιλογής μεταξύ 2 blocks είναι σχετικά απλή στο υλικό. Μπορεί να γίνει με χρήση ενός bit το οποίο θα δείχνει εάν το πρώτο block (0) ή το δεύτερο block (1) είναι το λιγότερο πρόσφατα χρησιμοποιημένο από τον επεξεργαστή. Δυστυχώς η υλοποίηση του αλγόριθμου LRU για σύνολα 4, 8, ... blocks δεν είναι οικονομική σε υλικό, ενώ ακόμα και σε λογισμικό η υλοποίηση για μεγάλες μνήμες μπορεί να έχει απαγορευτικό κόστος. Πρακτικά, τα συστήματα μνήμης χρησιμοποιούν ικανοποιητικές "προσεγγίσεις" της LRU, όπου ένα η περισσότερα bits αναφοράς (reference bits) μετρούν προσεγγιστικά το αν ένα block προσπελάθηκε στο πρόσφατο παρελθόν και κατά συνέπεια δεν είναι καλός υποψήφιος για αντικατάσταση. Το σύστημα περιοδικά μηδενίζει τα bits αναφοράς (δηλαδή την παλαιότερη ιστορία των προσπελάσεων σε διευθύνσεις μνήμης), ώστε η πληροφορία που καταγράφεται σε αυτά να είναι όσο πιο έγκαιρη γίνεται.

11.8 Πολιτικές Εγγραφών

Η κρυφή μνήμη περιέχει αντίγραφα δεδομένων που βρίσκονται στην κύρια μνήμη. Εάν ο επεξεργαστής μεταβάλει τα περιεχόμενα μίας διεύθυνσης δεδομένων στην κρυφή μνήμη με μια εντολή store, προκύπτει ασυνέπεια μεταξύ των περιεχομένων του αντιγράφου της διεύθυνσης στην κρυφή μνήμη και των περιεχομένων του αντιγράφου της διεύθυνσης στην κύρια μνήμη. Η ασυνέπεια αυτή επιλύεται με την αντιγραφή στην κύρια μνήμη των περιεχομένων διευθύνσεων που βρίσκονται στην κρυφή μνήμη και τα περιεχόμενά τους έχουν αλλάξει από τη στιγμή που οι διευθύνσεις αυτές απεικονίστηκαν στην κρυφή μνήμη. Οι σύγχρονοι επεξεργαστές χρησιμοποιούν δύο πολιτικές τήρησης της συνέπειας των περιεχομένων των αντιγράφων:

Ταυτόχρονη Εγγραφή (Write Through): Στην πολιτική αυτή, όταν ο επεξεργαστής εκτελεί εντολή store και μεταβάλλει τα περιεχόμενα μίας διεύθυνσης στην κρυφή μνήμη, ενημερώνει την ίδια διεύθυνση στην κύρια μνήμη με τα νέα περιεχόμενα. Η πολιτική αυτή προφανώς τηρεί τη συνέπεια σε κάθε εντολή store, αλλά καθυστερεί την εκτέλεση της εντολής store μέχρι να ενημερωθεί η κύρια μνήμη, λειτουργία που μπορεί να απαιτήσει δεκάδες ή εκατοντάδες κύκλους σε σύγχρονους επεξεργαστές. Με άλλα λόγια, η πολιτική write-through μπορεί να αυξήσει το χρόνο ευστοχίας (hit time) στην κρυφή μνήμη όταν εκτελούνται εντολές stores. Μία λύση σε αυτό το πρόβλημα είναι η ένθεση ενός ενταμειυτή εγγραφών (write buffer), ο οποίος αποθηκεύει τα νέα περιεχόμενα των διευθύνσεων μνήμης στις οποίες γίνονται stores, και η ασύγχρονη

μεταφορά των δεδομένων του write buffer στην κύρια μνήμη, ενώ ο επεξεργαστής συνεχίζει να εκτελεί εντολές χωρίς να περιμένει να ολοκληρωθούν οι μεταφορές που εκκρεμούν από το write buffer. Θέματα σχεδίασης των write buffers συζητώνται στο μάθημα **HY425 - Αρχιτεκτονική Υπολογιστών**.

Ετερόχρονη Εγγραφή (Write Back): Στην πολιτική αυτή, όταν ο επεξεργαστής εκτελεί εντολή store μεταβάλλει τα περιεχόμενα της διεύθυνσης μόνο στην κρυφή μνήμη. Τα νέα περιεχόμενα της διεύθυνσης προωθούνται στην κύρια μνήμη μόνο όταν η διεύθυνση αυτή αντικατασταθεί από την κρυφή μνήμη, λόγω σύγκρουσης με άλλη διεύθυνση ή/και της πολιτικής αντικατάστασης που χρησιμοποιεί η κρυφή μνήμη. Σε αυτή την περίπτωση, τα δεδομένα πρέπει να προωθηθούν στην κύρια μνήμη μόνο εάν το αντίγραφο στην κρυφή μνήμη έχει αλλαγμένα περιεχόμενα λόγω ενός ή περισσότερων stores. Για να γνωρίζει ο επεξεργαστής ποια αντίγραφα έχουν περιεχόμενα που έχουν μεταβληθεί από τότε που τα αντίγραφα αυτά απεικονίστηκαν στην κρυφή μνήμη, χρησιμοποιεί ένα bit που ονομάζεται dirty bit. Όταν ο επεξεργαστής εκτελεί store και το store ευστοχήσει στην κρυφή μνήμη, θέτει το dirty bit του block στο οποίο έγινε το store. Αν το block αυτό αργότερα αντικατασταθεί, τα περιεχόμενά του γράφονται στην κύρια μνήμη. Αλλιώς, η αντικατάσταση του block γίνεται απλώς γράφοντας πάνω από τα παλαιά του περιεχόμενα στην κρυφή μνήμη. Η πολιτική write back δεν επιφέρει την αργοπορία εγγραφής στην κύρια μνήμη σε κάθε store, και μία διεύθυνση μπορεί να διαβαστεί ή γραφτεί πολλές φορές στην κρυφή μνήμη, πριν τα περιεχόμενά της προωθηθούν στην κύρια μνήμη. Ωστόσο, η πολιτική write back μπορεί να μεγαλώσει το χρόνο αστοχίας στην κρυφή μνήμη ως εξής: Όταν ο επεξεργαστής αστοχεί και το block της μνήμης το οποίο αντικαθίσταται έχει αλλαγμένα περιεχόμενα (δηλ. έχει το dirty bit ίσο με 1), τότε ο επεξεργαστής καθυστερεί όσο περιμένει να γραφούν τα περιεχόμενα του block που αντικαθίσταται στην κύρια μνήμη.

Write allocate/no-allocate: Όταν ο επεξεργαστής εκτελεί μια εντολή store και αστοχήσει στην κρυφή μνήμη έχει δύο επιλογές: Ο επεξεργαστής μπορεί να γράψει τα νέα περιεχόμενα της διεύθυνσης στην κύρια μνήμη χωρίς να απεικονίσει τη διεύθυνση αυτή στην κρυφή μνήμη. Η πολιτική αυτή ονομάζεται write no-allocate, δηλαδή ο επεξεργαστής δεν δεσμεύει χώρο στην κρυφή μνήμη για διευθύνσεις στις οποίες γράφει και οι οποίες δεν βρίσκονται ήδη στην κοινή μνήμη. Η εναλλακτική επιλογή είναι ο επεξεργαστής να δημιουργήσει αντίγραφο της διεύθυνσης στην κρυφή μνήμη, και ονομάζεται πολιτική write allocate. Η write allocate αποδίδει καλύτερα εάν ο επεξεργαστής πρόκειται να διαβάσει σύντομα τα δεδομένα τα οποία έγραψε, οπότε και θα ευστοχήσει διαβάζοντας τα δεδομένα από την κρυφή μνήμη. Η write no allocate αποδίδει καλύτερα εάν ο επεξεργαστής δεν πρόκειται να χρησιμοποιήσει τα δεδομένα τα οποία έγραψε (π.χ. σε μια εφαρμογή κωδικοποίησης δεδομένων, ο επεξεργαστής παράγει σαν έξοδο μια ακολουθία χαρακτήρων κάθε ένας από τους οποίους γράφεται μία φορά). Συνήθως η πολιτική write no allocate συνδυάζεται με την πολιτική write through, ενώ η πολιτική write allocate με την πολιτική write back.

Τρόπος Παράδοσης

Παραδώστε μαζί την προηγούμενη άσκηση 10 και αυτήν εδώ τη σειρά 11, on-line, σε μορφή **PDF** (μόνον) (μπορεί να είναι κείμενο μηχανογραφημένο ή/και "σκαναρισμένο" χειρόγραφο, αλλά *μόνον* σε μορφή PDF). Παραδώστε μέσω **turnin ex1011@hy225 [directoryName]** ένα αρχείο ονόματι **ex1011.pdf** που θα περιέχει τις απαντήσεις σας σε όλες τις ασκήσεις, 10 και 11. Μάλλον θα εξεταστείτε προφορικά στην άσκηση 11 (και μαζί και στην 10).

© copyright University of Crete, Greece. Last updated: 2 Apr. 2017 by [M. Katevenis](#) – simulator parts contributed by A. Ioannou.