



ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ
ΠΑΤΡΩΝ
UNIVERSITY OF PATRAS

Οργάνωση Υπολογιστών

Επιμέλεια:

Γεώργιος Θεοδωρίδης, Επίκουρος Καθηγητής

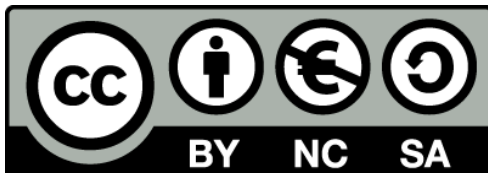
Ανδρέας Εμερετλής, Υποψήφιος Διδάκτορας

Τμήμα Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Τεχνολογίας Υπολογιστών

ΑΝΟΙΚΤΑ ακαδημαϊκά
μαθήματα **ΠΠ**

Άδειες Χρήσης

- Το παρόν υλικό διατίθεται με τους όρους της άδειας χρήσης Creative Commons Αναφορά, Μη Εμπορική Χρήση Παρόμοια Διανομή 4.0 ή μεταγενέστερη, Διεθνής Έκδοση. Εξαιρούνται τα αυτοτελή έργα τρίτων π.χ. φωτογραφίες, διαγράμματα κ.λ.π., τα οποία εμπεριέχονται σε αυτό και τα οποία αναφέρονται μαζί με τους όρους χρήσης τους στο «Σημείωμα Χρήσης Έργων Τρίτων».
- Για εκπαιδευτικό υλικό, όπως εικόνες, που υπόκειται σε άλλου τύπου άδειας χρήσης, η άδεια χρήσης αναφέρεται ρητώς.



Ως **Μη Εμπορική** ορίζεται η χρήση:

- που δεν περιλαμβάνει άμεσο ή έμμεσο οικονομικό όφελος από την χρήση του έργου, για το διανομέα του έργου και αδειοδόχο
- που δεν περιλαμβάνει οικονομική συναλλαγή ως προϋπόθεση για τη χρήση ή πρόσβαση στο έργο
- που δεν προσπορίζει στο διανομέα του έργου και αδειοδόχο έμμεσο οικονομικό όφελος (π.χ. διαφημίσεις) από την προβολή του έργου σε διαδικτυακό τόπο

Διατήρηση Σημειωμάτων

Οποιαδήποτε αναπαραγωγή ή διασκευή του υλικού θα πρέπει να συμπεριλαμβάνει:

- το Σημείωμα Αναφοράς
- το Σημείωμα Αδειοδότησης
- τη Δήλωση Διατήρησης Σημειωμάτων
- το Σημείωμα Χρήσης Έργων Τρίτων (εφόσον υπάρχει)

μαζί με τους συνοδευόμενους υπερσυνδέσμους.

Ανάπτυξη

Το παρόν εκπαιδευτικό υλικό αναπτύχθηκε στο Τμήμα Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Τεχνολογίας Υπολογιστών του Πανεπιστημίου Πατρών.



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5
ΜΕΓΑΛΗ ΚΑΙ ΓΡΗΓΟΡΗ: ΑΞΙΟΠΟΙΗΣΗ ΤΗΣ
ΙΕΡΑΡΧΙΑΣ ΤΗΣ ΜΝΗΜΗΣ

ΑΣΚΗΣΗ 1

Θεωρείστε ότι ένας επεξεργαστής παράγει την ακολουθία διευθύνσεων μνήμης 1_{10} , 4_{10} , 25_{10} , 67_{10} , 23_{10} , 12_{10} , 42_{10} , 34_{10} , 11_{10} , 20_{10} (οι αριθμοί είναι σε δεκαδική αναπαράσταση). Για κάθε μία από τις παρακάτω περιπτώσεις βρείτε το λόγο προσπελάσεων (hit ratio) στην κρυφή μνήμη (cache). Θεωρείστε αρχικά ότι η κρυφή μνήμη είναι άδεια και ότι κάθε θέση της κύριας μνήμης περιέχει μία λέξη δεδομένων του ενός byte.

	Περίπτωση 1	Περίπτωση 2	Περίπτωση 3
Χωρητικότητα cache	32 λέξεις	32 λέξεις	32 λέξεις
Οργάνωση	Άμεση	2-τρόπων συνόλου συσχέτισης	Πλήρους συσχέτισης
Λέξεις ανά γραμμή	8	4	8
Πολιτική αντικατάστασης		FIFO (First-In-First-Out)	LRU (Least-Recent-Used)

Δώστε επίσης το περιεχόμενο της κρυφής μνήμης μετά το πέρας των παραπάνω προσπελάσεων.

ΛΥΣΗ

Δεδομένου ότι η μεγαλύτερη διεύθυνση της συγκεκριμένης ακολουθίας προσπελάσεων μνήμης είναι η 67 , συνεπάγεται ότι απαιτούνται τουλάχιστον 7 ($2^6=64$, ενώ $2^7=128$) δυαδικά ψηφία διεύθυνσης (address bits).

Περίπτωση 1:

Όπως είναι γνωστό από τη θεωρία, στην περίπτωση της άμεσης οργάνωσης το πεδίο διευθύνσεων μορφοποιείται ως εξής:

Tag (Ετικέτα)	Line (Γραμμή)	Offset
---------------	---------------	--------

Καθώς κάθε γραμμή της κρυφής μνήμης περιέχει 8 λέξεις δεδομένων, απαιτούνται 3 ψηφία ($2^3=8$) που χρησιμοποιούνται ως αριθμοδείκτης (offset) για τον καθορισμό της λέξης εντός της κάθε γραμμής. Επομένως, Offset: 3 ψηφία.

Επίσης, δεδομένου ότι η κρυφή μνήμη περιέχει 32 λέξεις και κάθε γραμμή περιέχει 8 λέξεις, συνεπάγεται ότι υπάρχουν $32/8=4=2^2$ γραμμές στην κρυφή μνήμη. Επομένως, Line: 2 δυαδικά ψηφία.

Οργάνωση Υπολογιστών

Τα υπόλοιπα ψηφία της διεύθυνσης χρησιμοποιούνται για το πεδίο της ετικέτας (tag).
 Άρα, Tag: 7 – 2 – 3 = 2 δυαδικά ψηφία.

Συνεπώς, με βάση τα παραπάνω το πεδίο διευθύνσεων μορφοποιείται ως εξής:

Tag (Ετικέτα)	Line (Γραμμή)	Offset
2 ψηφία	2 ψηφία	3 ψηφία

Επομένως, η οργάνωση της κρυφής μνήμης δίνεται από το ακόλουθο σχήμα:

Tag	word 7	word 6	word 1	word 0	Line 0 (L0)
Tag	word 7	word 6	word 1	word 0	Line 1 (L1)
Tag	word 7	word 6	word 1	word 0	Line 2 (L2)
Tag	word 7	word 6	word 1	word 0	Line 3 (L3)

Άρα, η κρυφή μνήμη περιέχει 4 γραμμές (L0-L3) και κάθε γραμμή περιέχει τα ψηφία του πεδίου ετικέτας και τα ψηφία των 8 λέξεων (word 7 - word 0).

Επίσης, η διεύθυνση της κύριας μνήμης αποτελείται από τα ακόλουθα πεδία:

Μπλοκ κύριας μνήμης	Offset
4 ψηφία	3 ψηφία

Για να βρούμε τις επιτυχείς προσπελάσεις στην κρυφή μνήμη, αναπαριστούμε την κάθε διεύθυνση σε δυαδική αναπαράσταση λαμβάνοντας υπόψη τη μορφοποίηση του πεδίου διευθύνσεων tag – line – offset. Έτσι, έχουμε:

Προσπέλαση	Διεύθ.	Διεύθυνση (tag – line – offset)	Γραμμή κρυφής μνήμης που προσπελαύνεται	Επιτυχία / Αποτυχία	Μπλοκ διευθύνσεων κύριας μνήμης
1 ^η	1 ₁₀	00 - 00 - 001	L0	Αποτυχία	(0 ₁₀ - 7 ₁₀)
2 ^η	4 ₁₀	00 - 00 - 100	L0	Επιτυχία	(0 ₁₀ - 7 ₁₀)
3 ^η	25 ₁₀	00 - 11 - 001	L3	Αποτυχία	(24 ₁₀ - 31 ₁₀)
4 ^η	67 ₁₀	10 - 00 - 011	L0	Αποτυχία	(64 ₁₀ - 71 ₁₀)
5 ^η	23 ₁₀	00 - 10 - 111	L2	Αποτυχία	(16 ₁₀ - 23 ₁₀)
6 ^η	12 ₁₀	00 - 01 - 100	L1	Αποτυχία	(8 ₁₀ - 15 ₁₀)
7 ^η	42 ₁₀	01 - 01 - 010	L1	Αποτυχία	(40 ₁₀ - 47 ₁₀)
8 ^η	34 ₁₀	01 - 00 - 010	L0	Αποτυχία	(32 ₁₀ - 39 ₁₀)
9 ^η	11 ₁₀	00 - 01 - 011	L1	Αποτυχία	(8 ₁₀ - 15 ₁₀)
10 ^η	20 ₁₀	00 - 10 - 100	L2	Επιτυχία	(16 ₁₀ - 23 ₁₀)

Την 1^η φορά προσπελαύνεται η διεύθυνση $1_{10} = (0000001)_2$ το οποίο αντιστοιχεί σε προσπέλαση της γραμμής L0 της κρυφής μνήμης. Δεδομένου ότι η κρυφή μνήμη είναι αρχικά άδεια, η προσπέλαση είναι ανεπιτυχής. Επιπλέον, αφού κάθε γραμμή έχει χωρητικότητα 8 λέξεις, κατά την προσπέλαση αυτή μεταφέρονται στη γραμμή L0 τα δεδομένα των διευθύνσεων $0000000_2 - 0000111_2$ ($0_{10} - 7_{10}$) της κύριας μνήμης, που αντιστοιχούν στο μπλοκ της κύριας μνήμης με διεύθυνση 0000_2 .

Η 2^η προσπέλαση με διεύθυνση 4_{10} αφορά επίσης τη γραμμή L0 της κρυφής μνήμης. Για το αν η προσπέλαση είναι επιτυχής δηλαδή, αν τα δεδομένα βρίσκονται ήδη στην κρυφή μνήμη, εξετάζονται: α) αν η γραμμή αυτή έχει προσπελαστεί προηγουμένως και β) αν το πεδίο ετικέτας της γραμμής είναι ίδιο με το πεδίο ετικέτας της διεύθυνσης της τρέχουσας προσπέλασης.

Στη συγκεκριμένη περίπτωση, η γραμμή L0 έχει προσπελαστεί προηγουμένως κατά την 1^η προσπέλαση. Επίσης, κατά την 1^η προσπέλαση αποθηκεύτηκαν στο πεδίο ετικέτας της γραμμής L0 τα ψηφία 00_2 , ενώ τα ψηφία ετικέτας της τρέχουσας διεύθυνσης είναι επίσης. 00_2 . Άρα, προσπέλαση είναι επιτυχής.

Αναλυτικότερα, κατά την 1^η προσπέλαση ζητήθηκαν τα δεδομένα της διεύθυνσης 1_{10} της κύριας μνήμης. Καθώς η προσπέλαση αυτή ήταν ανεπιτυχής, μεταφέρθηκαν στην κρυφή μνήμη τα δεδομένα του μπλοκ διευθύνσεων ($0_{10} - 7_{10}$) της κύριας μνήμης. Έτσι, στη 2^η προσπέλαση, τα δεδομένα της διεύθυνσης 4_{10} είναι ήδη εντός της κρυφής μνήμης και η προσπέλαση είναι επιτυχής.

Η 4^η προσπέλαση (διεύθυνση κύριας μνήμης 67_{10}), αφορά επίσης τη γραμμή L0 της κρυφής μνήμης. Όμως, τα ψηφία του πεδίου ετικέτας της γραμμής είναι 00_2 (από τη 2^η προσπέλαση) ενώ αυτά της τρέχουσας διεύθυνσης είναι 10_2 . Καθώς τα δύο πεδία ετικέτας είναι διαφορετικά, η προσπέλαση είναι ανεπιτυχής. Ομοίως εξηγούνται και οι επόμενες προσπελάσεις.

Όσον αφορά το λόγο των επιτυχών προσπελάσεων αυτός ισούται με $2/10$.

Επίσης, τα περιεχόμενα της κρυφής μνήμης μετά τις 10 προσπελάσεις βρίσκονται διατρέχοντας το παραπάνω πίνακα από κάτω προς τα πάνω και για κάθε γραμμή κρατάμε την τελευταία χρονικά προσπέλαση. Άρα, έχουμε:

Οργάνωση Υπολογιστών

Γραμμή	Δεδομένα διευθύνσεων κύριας μνήμης
L0	(32 ₁₀ - 39 ₁₀)
L1	(8 ₁₀ - 15 ₁₀)
L2	(16 ₁₀ - 23 ₁₀)
L3	(24 ₁₀ - 31 ₁₀)

Περίπτωση 2:

Όπως είναι γνωστό από τη θεωρία, στην περίπτωση της οργάνωσης 2-τρόπων συνόλου συσχέτισης, το πεδίο διευθύνσεων μορφοποιείται ως εξής:

Tag (Ετικέτα)	Set (Σύνολο)	Offset
---------------	--------------	--------

Καθώς κάθε γραμμή της κρυφής μνήμης περιέχει 4 λέξεις δεδομένων, απαιτούνται 2 ψηφία για τον καθορισμό της λέξης εντός της κάθε γραμμής τα οποία χρησιμοποιούνται ως αριθμοδείκτης (offset). Επομένως, Offset: 2 ψηφία.

Επίσης, δεδομένου ότι η κρυφή μνήμη περιέχει 32 λέξεις και κάθε γραμμή περιέχει 4 λέξεις, συνεπάγεται ότι υπάρχουν 8 ($32/4=8$) γραμμές στην κρυφή μνήμη. Επιπλέον, καθώς κάθε σύνολο έχει 2 γραμμές (οργάνωση 2-τρόπων συνόλου συσχέτισης), το πλήθος των συνόλων είναι $8/2=4$ και απαιτούνται 2 ψηφία για την κωδικοποίηση τους. Επομένως, Set: 2 δυαδικά ψηφία.

Τα υπόλοιπα ψηφία της διεύθυνσης χρησιμοποιούνται για το πεδίο της ετικέτας (tag). Άρα, Tag: $7 - 2 - 2 = 3$ δυαδικά ψηφία.

Συνεπώς, το πεδίο διευθύνσεων μορφοποιείται ως εξής:

Tag (Ετικέτα)	Set (Σύνολο)	Offset
3 ψηφία	2 ψηφία	2 ψηφία

Επομένως, η οργάνωση της κρυφής μνήμης δίνεται από το ακόλουθο σχήμα:

Γραμμή 0 (L0)				Γραμμή 1 (L1)				
Tag	word 3	word 0	Tag	word 3	word 0	Σύνολο 0 (S0)
Tag	word 3	word 0	Tag	word 3	word 0	Σύνολο 1 (S1)
Tag	word 3	word 0	Tag	word 3	word 0	Σύνολο 2 (S2)
Tag	word 3	word 0	Tag	word 3	word 0	Σύνολο 3 (S3)

Δηλαδή, η κρυφή μνήμη έχει 4 σύνολα (S0-S3) και το κάθε σύνολο έχει δύο γραμμές (L0, L1). Επιπλέον, γραμμή περιέχει τα ψηφία του πεδίου ετικέτας και τα ψηφία των 4

Οργάνωση Υπολογιστών

λέξεων (word 3 - word 0). Επίσης, η διεύθυνση της κύριας μνήμης αποτελείται από τα ακόλουθα πεδία:

Μπλοκ κύριας μνήμης	Offset
5 ψηφία	2 ψηφία

Για την εύρεση των επιτυχών προσπελάσεων, εργαζόμαστε με τρόπο ανάλογο όπως στην 1^η περίπτωση λαμβάνοντας υπόψη τη μορφοποίηση του πεδίου διευθύνσεων tag – set – offset. Έτσι, έχουμε:

Προσπ.	Διεύθ.	Διεύθυνση (tag – set – offset)	Γραμμή L0	Γραμμή L1	Επιτυχία / Αποτυχία
			Σύνολο που προσπελαύνεται	Σύνολο που προσπελαύνεται	
1 ^η	1 ₁₀	000 - 00 - 01	S0		Αποτυχία
2 ^η	4 ₁₀	000 - 01 - 00	S1		Αποτυχία
3 ^η	25 ₁₀	001 - 10 - 01	S2		Αποτυχία
4 ^η	67 ₁₀	100 - 00 - 11		S0	Αποτυχία
5 ^η	23 ₁₀	001 - 01 - 11		S1	Αποτυχία
6 ^η	12 ₁₀	000 - 11 - 00	S3		Αποτυχία
7 ^η	42 ₁₀	010 - 10 - 10		S2	Αποτυχία
8 ^η	34 ₁₀	010 - 00 - 10	S0 (FIFO)		Αποτυχία
9 ^η	11 ₁₀	000 - 10 - 11	S2 (FIFO)		Αποτυχία
10 ^η	20 ₁₀	001 - 01 - 00		S1	Επιτυχία

Η 1^η προσπέλαση με διεύθυνση 1₁₀ αφορά το σύνολο S0. Όμως επειδή η κρυφή μνήμη είναι αρχικά άδεια, η προσπέλαση είναι ανεπιτυχής. Έτσι, τα δεδομένα του αντίστοιχου μπλοκ διευθύνσεων της κύριας μνήμης προσκομίζονται σε μία από τις δύο γραμμές –έστω στην L0– του συνόλου S0. Τα δεδομένα που προσκομίζονται αφορούν τις διευθύνσεις 0000000₂ - 0000011₂. Έτσι, οι 4 λέξεις των διευθύνσεων αυτών, αποθηκεύονται στη γραμμή L0 του συνόλου S0.

Το ίδιο συμβαίνει και τις επόμενες δύο προσπελάσεις όπου συμμετέχουν το σύνολο S1 για τη 2^η προσπέλαση και το σύνολο S2 για τη 3^η προσπέλαση.

Η 4^η προσπέλαση μνήμης με διεύθυνση 67₁₀ αφορά το επίσης σύνολο S0. Όμως, στην 1^η προσπέλαση αποθηκεύτηκαν στη γραμμή L0 του συνόλου S0 δεδομένα και το πεδίο ετικέτας της γραμμής αυτής έγινε ίσο με 000₂. Καθώς, τα ψηφία ετικέτας της τρέχουσας διεύθυνσης (67₁₀) είναι 100₂, δεν υπάρχει επιτυχία για τη γραμμή L0 του συνόλου S0. Έτσι, η προσπέλαση είναι ανεπιτυχής και τα δεδομένα του μπλοκ

Οργάνωση Υπολογιστών

διευθύνσεων ($100000_2 - 1000011_2$) που περιέχει τη διεύθυνση 67_{10} αποθηκεύονται στην επόμενη ελεύθερη γραμμή του συνόλου S0 δηλαδή, στην L1.

Η 8^η προσπέλαση αφορά επίσης το σύνολο S0 του οποίου και οι δύο γραμμές έχουν γεμίσει από προηγούμενες προσπελάσεις (1^η και 4^η). Τα ψηφία ετικέτας της τρέχουσας διεύθυνσης είναι 010_2 τα οποία είναι διαφορετικά από αυτά των γραμμών L0 (000_2) και L1 (100_2) του συνόλου S0. Άρα, η προσπέλαση είναι ανεπιτυχής. Καθώς η πολιτική αντικατάστασης είναι FIFO, αντικαθίστανται τα δεδομένα της γραμμής L0 του S0.

Μετά το πέρας και των 10 προσπελάσεων, ο λόγος επιτυχών προσπελάσεων είναι $1/10$ και τα δεδομένα του κάθε συνόλου τα ακόλουθα.

Σύνολο	Γραμμή L0	Γραμμή L1
S0	Δεδομένα διευθύνσεων ($0100000_2 - 0100011_2$)	Δεδομένα διευθύνσεων ($1000000_2 - 1000011_2$)
S1	Δεδομένα διευθύνσεων ($0000100_2 - 0000111_2$)	Δεδομένα διευθύνσεων ($0010100_2 - 0010111_2$)
S2	Δεδομένα διευθύνσεων ($0011000_2 - 0011011_2$)	Δεδομένα διευθύνσεων ($0101000_2 - 0101011_2$)
S3	Δεδομένα διευθύνσεων ($0001100_2 - 0001111_2$)	

Περίπτωση 3:

Στην περίπτωση αυτή, το πεδίο διευθύνσεων μορφοποιείται ως εξής:

Tag (Ετικέτα)	Offset
---------------	--------

Δεδομένου ότι κάθε γραμμή έχει 8 (2^3) λέξεις, το πεδίο offset είναι 3 ψηφίων δηλαδή, offset: 3 ψηφία. Τα υπόλοιπα 4 ψηφία χρησιμοποιούνται για το πεδίο ετικέτας. Άρα η ακριβής μορφοποίηση της διεύθυνσης είναι:

Tag (Ετικέτα)	Offset
4 ψηφία	3 ψηφία

Επίσης, καθώς κάθε γραμμή έχει 8 λέξεις και το μέγεθος της κρυφής μνήμης είναι 32 λέξεις, συνεπάγεται ότι το πλήθος των γραμμών είναι 4 (L0-L3). Με βάση τα παραπάνω έχουμε:

Οργάνωση Υπολογιστών

Προσπέλαση	Διεύθυνση	Διεύθυνση (tag -offset)	Γραμμή L0	Επιτυχία / Αποτυχία
1 ^η	1 ₁₀	0000 - 001	L0	Αποτυχία
2 ^η	4 ₁₀	0000 - 100	L0	Επιτυχία
3 ^η	25 ₁₀	0011 - 001	L1	Αποτυχία
4 ^η	67 ₁₀	1000 - 001	L2	Αποτυχία
5 ^η	23 ₁₀	0010 - 011	L3	Αποτυχία
6 ^η	12 ₁₀	0001 - 100	L0 (LRU)	Αποτυχία
7 ^η	42 ₁₀	0101 - 010	L1 (LRU)	Αποτυχία
8 ^η	34 ₁₀	0100 - 010	L2 (LRU)	Αποτυχία
9 ^η	11 ₁₀	0001 - 011	L0	Επιτυχία
10 ^η	20 ₁₀	0010 - 100	L3	Επιτυχία

Εδώ για κάθε προσπέλαση πρέπει να ελέγχονται τα πεδία ετικέτας όλων των γραμμών. Έτσι στην 1^η προσπέλαση που είναι ανεπιτυχής λόγω του ότι η κρυφή μνήμη είναι άδεια, τα δεδομένα μεταφέρονται σε κάποια γραμμή, έστω την L0. Στη 2^η προσπέλαση έχουμε επιτυχία γιατί τα πεδία ετικέτας της L0 και της τρέχουσας διεύθυνσης είναι ίδια. Στις επόμενες τρεις προσπελάσεις έχουμε διαρκώς διαφορετικά πεδία ετικέτας και καταλαμβάνονται οι υπόλοιπες γραμμές (L1-L3).

Στην 6^η προσπέλαση, όλες οι γραμμές είναι γεμάτες ενώ έχουμε αποτυχία. Επομένως, πρέπει να γίνει αντικατάσταση γραμμής. Εφόσον η γραμμή L0 έχει να χρησιμοποιηθεί περισσότερο χρόνο, γίνεται αντικατάσταση αυτής.

Μετά τις 10 αναφορές μνήμης, ο λόγος επιτυχών προσπελάσεων της κρυφής μνήμης είναι 3/10 και τα δεδομένα αυτής είναι:

Γραμμή	Δεδομένα διευθύνσεων κύριας μνήμης
L0	(0001000 ₂ - 0001111 ₂)
L1	(0101000 ₂ - 0101111 ₂)
L2	(0100000 ₂ - 0100111 ₂)
L3	(0010000 ₂ - 0010111 ₂)

ΑΣΚΗΣΗ 2

Θεωρείστε υπολογιστικό σύστημα που είναι εφοδιασμένο με κρυφή μνήμη που περιέχει 256 γραμμές και 8 λέξεις ανά γραμμή. Ο επεξεργαστής παράγει την ακόλουθη ακολουθία διευθύνσεων $43B51_{16}$, $42B52_{16}$, $F33B0_{16}$.

A. Σε ποια μπλοκ της κύριας μνήμης ανήκουν οι παραπάνω διευθύνσεις;

Τα δεδομένα ποιων από τις παραπάνω διευθύνσεις μπορούν να βρίσκονται ταυτόχρονα στην κρυφή μνήμη όταν αυτή είναι:

B. Άμεσης οργάνωσης;

Γ. Οργάνωσης 2-τρόπων συνόλου συσχέτισης;

ΛΥΣΗ

A. Καθώς η κάθε διεύθυνση αποτελείται από 5 δεκαεξαδικά ψηφία συνεπάγεται ότι το εύρος του διαύλου διευθύνσεων είναι 20 δυαδικά ψηφία (bits). Επίσης, αφού κάθε γραμμή της κρυφής μνήμης περιέχει 8 λέξεις δεδομένων συνεπάγεται ότι το μέγεθος του μπλοκ είναι επίσης 8 λέξεις. Άρα, χρειάζονται 3 δυαδικά ψηφία για την κωδικοποίηση των 8 λέξεων και τα υπόλοιπα 17 δυαδικά ψηφία χρησιμοποιούνται για την κωδικοποίηση του μπλοκ.

Επομένως, έχουμε: μπλοκ κύρια μνήμης 17 bits και offset του μπλοκ 3 bits.

Διεύθυνση	Δυαδική αναπαράσταση	Διεύθυνση μπλοκ κύριας μνήμης
$43B51_{16}$	0100 0011 1011 0101 0001	$0876A_{16}$
$42B52_{16}$	0100 0010 1011 0101 0010	$0856A_{16}$
$F33B0_{16}$	1111 0011 0011 1011 0000	$1E676_{16}$

B. Εφόσον η κρυφή μνήμη περιέχει 256 γραμμές, απαιτούνται 8 ($2^8=256$) δυαδικά ψηφία για την κωδικοποίηση των γραμμών. Επίσης, απαιτούνται 3 δυαδικά ψηφία για τον καθορισμό της λέξης εντός της γραμμής. Τα υπόλοιπα $20-8-3=9$ είναι τα ψηφία της ετικέτας. Έτσι, με βάση τα παραπάνω έχουμε:

Διεύθυνση	Αναπαράσταση σε μορφή tag-line-offset	Γραμμή κρυφής μνήμης που προσπελάζεται	Διεύθυνση μπλοκ κύριας μνήμης
$43B51_{16}$	010000111 - 01101010 - 001	6A₁₆	$0876A_{16}$
$42B52_{16}$	010000101 - 01101010 - 010	6A₁₆	$0856A_{16}$
$F33B0_{16}$	111100110 - 01110110 - 000	76₁₆	$1E676_{16}$

Οργάνωση Υπολογιστών

Παρατηρούμε ότι οι πρώτες αναφορές χρησιμοποιούν την ίδια γραμμή της κρυφής μνήμης και δεδομένου ότι η κρυφή μνήμη είναι άμεσης οργάνωσης, τα δεδομένα των διευθύνσεων αυτών δεν μπορούν να υπάρχουν ταυτόχρονα στην κρυφή μνήμη. Η 3^η προσπέλαση μνήμης (διεύθυνση $F33B0_{16}$) χρησιμοποιεί άλλη γραμμή της κρυφής μνήμης και επομένως δεν υπάρχει πρόβλημα. Ως συμπέρασμα, μετά τις τρεις προσπελάσεις θα υπάρχουν στην κρυφή μνήμη τα δεδομένα των διευθύνσεων $42B52_{16}$ και $F33B0_{16}$ ή ακριβέστερα των μπλοκ $0456A_{16}$ και $1E676_{16}$ της κύριας μνήμης.

Γ. Στην περίπτωση αυτή το κάθε σύνολο έχει δύο γραμμές. Επομένως, το πλήθος των συνόλων είναι $128 (256/2)$ και απαιτούνται 7 δυαδικά ψηφία για την κωδικοποίηση τους. Τα ψηφία για το πεδίο offset παραμένουν 3, ενώ τα δυαδικά ψηφία για την ετικέτα γίνονται $20-7-3=10$. Επομένως, έχουμε:

Διεύθυνση	Αναπαράσταση σε μορφή tag-set-offset	Γραμμή κρυφής μνήμης που προσπελαύνεται	Διεύθυνση μπλοκ κύριας μνήμη που προσπελαύνεται
$43B51_{16}$	0100001110 - 1101010 - 001	6A₁₆	$0876A_{16}$
$42B52_{16}$	0100001010 - 1101010 - 010	6A₁₆	$0856A_{16}$
$F33B0_{16}$	1111001100 - 1110110 - 000	76₁₆	$1E676_{16}$

Στην περίπτωση αυτή παρατηρούμε ότι οι δύο πρώτες αναφορές χρησιμοποιούν το ίδιο σύνολο της κρυφής μνήμης, ενώ η 3^η ένα διαφορετικό. Καθώς κάθε σύνολο έχει δύο γραμμές, τα δεδομένα των δύο πρώτων αναφορών μνήμης μπορούν να αποθηκευθούν στις δύο γραμμές (L0, L1) του συνόλου $6A_{16}$. Άρα, σε αυτή την οργάνωση της κρυφής μνήμης μπορούν να συνυπάρχουν στην κρυφή μνήμη τα δεδομένα και των τριών διευθύνσεων.

ΑΣΚΗΣΗ 3

Θεωρείστε υπολογιστικό σύστημα με μήκος λέξης δεδομένων 32 bits που περιλαμβάνει κύρια μνήμη 4096 θέσεων των 32 bits η κάθε μία. Έστω δύο πιθανές κρυφές μνήμες (cache) που μπορούν να χρησιμοποιηθούν από το σύστημα (μία κάθε φορά). Τα χαρακτηριστικά των κρυφών μνημών δίνονται στον επόμενο πίνακα.

	CACHE 1	CACHE 2
Οργάνωση	Άμεση (Direct)	Συσχετιστική (2-way)
Πλήθος γραμμών	16	16
Bytes δεδομένων/γραμμή	8	8
Ενημέρωση εγγραφής	Write back	Write through
Πολιτική αντικατάστασης		Least Recent Used

A. Σε ποια πεδία χωρίζεται η διεύθυνση για να γίνεται πρόσβαση στην κάθε κρυφή μνήμη και ποιο το μήκος αυτών;

B. Ποιο είναι το συνολικό μέγεθος της κάθε κρυφής μνήμης λαμβάνοντας επιπλέον υπόψη τα ψηφία δεδομένων, ετικέτας και ότι επιπλέον χρειάζεται;

Σημείωση: Δεν απαιτείται διευθυνοδότηση byte εντός της λέξης δεδομένων.

ΛΥΣΗ

A. Και για τις δύο περιπτώσεις ισχύουν τα ακόλουθα. Αφού η κύρια μνήμη έχει 4096 ($2^{12}=4096$) θέσεις μνήμης, απαιτούνται 12 ψηφία διεύθυνσης για την προσπέλαση των θέσεων αυτών. Επίσης, η λέξη δεδομένων είναι των 32 ψηφίων δηλαδή, των 4 bytes ($32/8 = 4$).

CACHE 1

Όπως αναφέρθηκε, η λέξη δεδομένων είναι των 4 bytes. Επίσης, κάθε γραμμή περιέχει 8 bytes δηλαδή, 2 λέξεις. Επομένως, απαιτείται 1 ψηφίο για το καθορισμό της κάθε λέξης στη γραμμή. Άρα, πεδίο offset: 1 ψηφίο. Επιπλέον, αφού η κρυφή μνήμη έχει 16 γραμμές, απαιτούνται 4 ψηφία για την κωδικοποίηση τους. Άρα, πεδίο line: 4 ψηφία. Τα υπόλοιπα ψηφία δεσμεύονται για το πεδίο της ετικέτας (tag). Άρα, πεδίο tag: 7 ψηφία. Έτσι, η μορφοποίηση του πεδίου διευθύνσεων είναι:

Tag (Ετικέτα)	Line (Γραμμή)	Offset
7 ψηφία	4 ψηφία	1 ψηφίο

CACHE 2

Όπως στην 1^η περίπτωση προκύπτει ότι πεδίο offset: 1 ψηφίο. Επίσης, η κρυφή μνήμη έχει 16 γραμμές και κάθε σύνολο αποτελείται από 2 γραμμές. Επομένως, το πλήθος των συνόλων είναι 8 για τα οποία απαιτούνται 3 ψηφία για την κωδικοποίησή τους. Άρα, πεδίο set: 3 ψηφία. Τα υπόλοιπα ψηφία δεσμεύονται για το πεδίο της ετικέτας (tag). Άρα, πεδίο tag: 8 ψηφία. Έτσι, η μορφοποίηση του πεδίου διευθύνσεων είναι:

Tag (Ετικέτα)	Set (Σύνολο)	Offset
8 ψηφία	3 ψηφία	1 ψηφίο

B.

CACHE 1

Με βάση τα παραπάνω, η οργάνωση της κρυφής μνήμης είναι η ακόλουθη:

Modified	Valid	Tag	word 1	word 0	
1 bit	1 bit	7 bits	4 bytes	4 bytes	Line 0 (L0)
1 bit	1 bit	7 bits	4 bytes	4 bytes	Line 1 (L1)
.....				
1 bit	1 bit	7 bits	4 bytes	4 bytes	Line 15 (L15)

Η κάθε γραμμή της κρυφής μνήμης περιέχει τα πεδία: α) Modified , β) Valid, γ) Tag, και δ) Data.

Το πεδίο Modified είναι 1 ψηφίου και δηλώνει αν τα δεδομένα της γραμμής έχουν τροποποιηθεί σε κάποια επιτυχή προσπέλαση της κρυφής μνήμης. Αυτό είναι απαραίτητο διότι η πολιτική εγγραφής είναι write back, που σημαίνει ότι όσο τροποποιούνται τα δεδομένα μιας γραμμής της κρυφής μνήμης σε επιτυχείς προσπελάσεις, το αντίστοιχο μπλοκ διευθύνσεων της κύριας μνήμης δεν ενημερώνεται. Η ενημέρωση (εγγραφή) του μπλοκ της κύριας μνήμης γίνεται μόνο κατά την αντικατάσταση της γραμμής. Έτσι, το ψηφίο αυτό δηλώνει αν κατά την αντικατάσταση της γραμμής πρέπει να ενημερωθεί ή όχι το αντίστοιχο μπλοκ της κύριας μνήμης.

Το πεδίο Valid είναι επίσης 1 ψηφίου και δηλώνει αν τα δεδομένα της γραμμής είναι τα τυχαία δεδομένα που παίρνει η γραμμή της κρυφής μνήμης κατά την εκκίνηση του συστήματος ή αν είναι δεδομένα που αφορούν προσπελάσεις του προγράμματος.

Έτσι, το μέγεθος της κρυφής μνήμης είναι:

Οργάνωση Υπολογιστών

Δεδομένα	(16 γραμμές) x (8 bytes/γραμμή)	128 bytes
Ετικέτα	(16 γραμμές) x (7 bits/γραμμή)	14 bytes
Valid	(16 γραμμές) x (1 bit/γραμμή)	2 bytes
Modified	(16 γραμμές) x (1 bit/γραμμή)	2 bytes

Άρα το συνολικό μέγεθος της κρυφής μνήμης είναι 146 bytes.

CACHE 2

Με βάση τα παραπάνω, η οργάνωση της κρυφής μνήμης είναι η ακόλουθη:

Γραμμή L0					Γραμμή L1					
LRU (bits)	Valid (bits)	Tag (bits)	word 1 (bytes)	word 0 (bytes)	LRU (bits)	Valid (bits)	Tag (bits)	word 1 (bytes)	word 0 (bytes)	
1	1	8	4	4	1	1	8	4	4	S0
1	1	8	4	4	1	1	8	4	4	S1
....									
1	1	8	4	4	1	1	8	4 bytes	4	S7

Εδώ, η ενημέρωση εγγραφής είναι write through, που σημαίνει ότι κάθε φορά που αλλάζει κάποιο από τα δεδομένα της κρυφής μνήμης ενημερώνεται ταυτόχρονα και το αντίστοιχο μπλοκ της κύριας μνήμης. Άρα, σε αντίθεση με την προηγούμενη περίπτωση, δε χρειάζονται επιπλέον ψηφία για την ενημέρωση εγγραφής.

Χρειάζεται όμως 1 επιπλέον ψηφίο για την πολιτική αντικατάστασης LRU. Συγκεκριμένα, αφού κάθε σύνολο έχει δύο γραμμές, το ψηφίο αυτό χρησιμοποιείται για να κωδικοποιήσει ποια από τις δύο γραμμές έχει χρησιμοποιηθεί πιο πρόσφατα.

Έτσι, το μέγεθος της κρυφής μνήμης είναι:

Δεδομένα	(16 γραμμές) x (8 bytes/γραμμή)	128 bytes
Ετικέτα	(16 γραμμές) x (8 bits/γραμμή)	16 bytes
Valid	(16 γραμμές) x (1 bit/γραμμή)	2 bytes
LRU	(16 γραμμές) x (1 bit/γραμμή)	2 bytes

Άρα το συνολικό μέγεθος της κρυφής μνήμης είναι 148 bytes.

ΑΣΚΗΣΗ 4

Θεωρείστε υπολογιστικό σύστημα με μήκος λέξης δεδομένων 16 ψηφία και μήκος διεύθυνσης 20 ψηφία. Το σύστημα περιλαμβάνει κρυφή μνήμη με μέγεθος δεδομένων 16KB με οργάνωση 2-τρόπων συνόλου συσχέτισης (2 γραμμές ανά σύνολο) και μέγεθος γραμμής 4 λέξεις, ενώ η πολιτική αντικατάστασης των δεδομένων των γραμμών είναι LRU.

A. Έστω η ακολουθία αναφορών (διευθύνσεων) μνήμης 33823_{16} , 32821_{16} , $F4820_{16}$, $F4821_{16}$ που επαναλαμβάνεται 100 φορές (400 προσπελάσεις μνήμης συνολικά). Υπολογίστε το ποσοστό επιτυχών προσπελάσεων της κρυφής μνήμης.

B. Αν η κρυφή μνήμη ήταν άμεσης οργάνωσης με ίδια όλα τα υπόλοιπα χαρακτηριστικά, ποιο είναι το ποσοστό επιτυχών προσπελάσεων αυτής;

Θεωρείστε και για τις δύο περιπτώσεις ότι αρχικά η κρυφή μνήμη είναι άδεια και δεν απαιτείται διευθυνσιοδότηση των bytes εντός της λέξης.

ΛΥΣΗ

A. Εφόσον, κάθε γραμμή έχει 4 λέξεις, χρειάζονται 2 ψηφία για την κωδικοποίηση τους. Επομένως, πεδίο offset: 2 ψηφία.

Κάθε λέξη είναι 16 bits δηλαδή, 2 bytes. Επίσης, η κρυφή μνήμη περιέχει 16KBytes για την αποθήκευση των δεδομένων. Άρα, στην κρυφή μνήμη μπορούν να αποθηκευθούν 8K λέξεις ($16K/2=8K$). Εφόσον κάθε γραμμή έχει 4 λέξεις, συνεπάγεται ότι το πλήθος των γραμμών είναι 2K ($8K/4=2K$). Τέλος, καθώς κάθε σύνολο έχει 2 γραμμές (οργάνωση -τρόπων συνόλου συσχέτισης), το πλήθος των συνόλων είναι ($2K/2=1K=2^{10}$). Επομένως, πεδίο set: 10 ψηφία.

Τα υπόλοιπα ψηφία ($20-2-10=8$) της διεύθυνσης χρησιμοποιούνται για το πεδίο της ετικέτας. Άρα, πεδίο tag: 8 ψηφία.

Έτσι, η μορφοποίηση του πεδίου διευθύνσεων είναι:

Tag	Set	Offset
8 ψηφία	10 ψηφία	2 ψηφία

Στον επόμενο πίνακα παρουσιάζονται αναλυτικά οι δύο πρώτες επαναλήψεις:

Οργάνωση Υπολογιστών

Επανάληψη	Διεύθ.	Διεύθυνση (tag – set- offset)	Γραμμή L0	Γραμμή L1
1	33823	0011 0011- 1000 0010 00 -11	Διεύθ. συνόλου 1000 0010 00 Αποτυχία	
	32821	0011 0010- 1000 0010 00 -01		Διεύθ. συνόλου 1000 0010 00 Αποτυχία
	F4820	1111 0100- 1000 0010 00 -00	Διεύθ. συνόλου 1000 0010 00 (LRU) Αποτυχία	
	F4821	1111 0100- 1000 0010 00 -01	Επιτυχία	
2	33823	0011 0011- 1000 0010 00 -11		Διεύθ. συνόλου 1000 0010 00 (LRU) Αποτυχία
	32821	0011 0010- 1000 0010 00 -01	Διεύθ. συνόλου 1000 0010 00 (LRU) Αποτυχία	
	F4820	1111 0100- 1000 0010 00 -00		Διεύθ. συνόλου 1000 0010 00 (LRU) Αποτυχία
	F4821	1111 0100- 1000 0010 00 -01		Επιτυχία

Παρατηρούμε ότι σε κάθε επανάληψη έχουμε τέσσερις αναφορές μνήμης που όλες αντιμάχονται για το ίδιο σύνολο (Διεύθυνση συνόλου: 1000001000). Επίσης, οι δύο τελευταίες σε κάθε επανάληψη αναφορές μνήμης (διευθύνσεις F4820, F4821) ανήκουν στο ίδιο μπλοκ της κύριας μνήμης. Επομένως, η αναφορά μνήμης με διεύθυνση F4821 θα είναι πάντα επιτυχής, αφού ακολουθεί την αναφορά μνήμης με διεύθυνση F4820. Επίσης, όπως φαίνεται στον παραπάνω πίνακα σε κάθε μία επανάληψη (4 αναφορές μνήμης) έχουμε μόνο μία επιτυχία. Άρα, στις 100 επαναλήψεις (400 αναφορές μνήμης) θα έχουμε 100 επιτυχίες.

Αναλυτικότερα, οι πρώτες αναφορές της 1^{ης} επανάληψης είναι ανεπιτυχείς διότι αρχικά η κρυφή μνήμη είναι άδεια. Η 3^η αναφορά (διεύθυνση F4820) αφορά το σύνολο με διεύθυνση 1000001000. Όμως, οι δύο γραμμές αυτού έχουν καταληφθεί κατά τις δύο προηγούμενες αναφορές μνήμης. Καθώς η πολιτική αντικατάστασης είναι LRU (Least Recent Used), αντικαθίσταται η γραμμή L0. Ομοίως, εξηγούνται και οι υπόλοιπες αναφορές μνήμης του παραπάνω πίνακα.

B. Για την περίπτωση που η μνήμη είναι άμεσης οργάνωσης ισχύουν τα παρακάτω. Το πεδίο offset εξακολουθεί να είναι 2 ψηφία δηλαδή, πεδίο offset: 2 ψηφία. Όπως υπολογίστηκε στο προηγούμενο ερώτημα, το πλήθος των γραμμών της κρυφής μνήμης είναι 2K (2^{11}). Επομένως, πεδίο line: 11 ψηφία. Τέλος, πεδίο ετικέτας (tag): 13 ψηφία.

Οργάνωση Υπολογιστών

Με βάση τα παραπάνω έχουμε

Tag	Line	Offset
7 ψηφία	11 ψηφία	2 ψηφία

Στον επόμενο πίνακα παρουσιάζονται αναλυτικά οι δύο πρώτες επαναλήψεις για τη συγκεκριμένη περίπτωση:

Επανάληψη	Διεύθ.	Διεύθυνση (tag – set- offset)	Γραμμή
1	33823	0011 001- 1 1000 0010 00 -11	Διεύθ. Γραμμής 1 1000 0010 00 Αποτυχία
	32821	0011 001- 0 1000 0010 00 -01	Διεύθ. Γραμμής 0 1000 0010 00 Αποτυχία
	F4820	1111 010- 0 1000 0010 00 -00	Διεύθ. Γραμμής 0 1000 0010 00 Αποτυχία
	F4821	1111 010- 0 1000 0010 00 -01	Διεύθ. Γραμμής 0 1000 0010 00 Επιτυχία
2	33823	0011 0011- 1000 0010 00 -11	Διεύθ. Γραμμής 1 1000 0010 00 Επιτυχία
	32821	0011 0010- 1000 0010 00 -01	Διεύθ. Γραμμής 0 1000 0010 00 Αποτυχία
	F4820	1111 0100- 1000 0010 00 -00	Διεύθ. Γραμμής 0 1000 0010 00 Αποτυχία
	F4821	1111 0100- 1000 0010 00 -01	Διεύθ. Γραμμής 0 1000 0010 00 Επιτυχία

Παρατηρούμε τώρα ότι μόνο η ακολουθία με διευθύνσεις 32821, F4820, F4821 αντιμάχονται για την ίδια γραμμή με διεύθυνση γραμμής 11000001000. Επίσης, όπως εξηγήθηκε προηγουμένως, η αναφορά μνήμης με διεύθυνση F4821 θα είναι πάντα επιτυχής. Από το παραπάνω πίνακα παρατηρούμε ότι η αναφορά μνήμης με διεύθυνση 33823 είναι ανεπιτυχής στην 1^η επανάληψη και επιτυχής σε όλες τις υπόλοιπες. Άρα για την 1^η επανάληψη έχουμε μια επιτυχία (διεύθυνση F4821), ενώ για όλες τις υπόλοιπες έχουμε δύο επιτυχίες κάθε φορά (διευθύνσεις 33823, F4820, F4821).

Συνεπώς, οι συνολικές επιτυχίες είναι $1 + (2 \times 99) = 199$.

Οργάνωση Υπολογιστών

Αν και από τη θεωρία γνωρίζουμε ότι η οργάνωση 2-τρόπων συνόλων οδηγεί σε περισσότερες επιτυχίες σε σχέση με την άμεση οργάνωση, εδώ έχουμε μία εξαίρεση λόγω της συγκεκριμένης ακολουθίας διευθύνσεων.

ΑΣΚΗΣΗ 5

Έστω υπολογιστικό σύστημα με κύρια μνήμη μεγέθους 512 bytes, το οποίο είναι εφοδιασμένο με κρυφή μνήμη μεγέθους δεδομένων 64 bytes. Το κάθε μπλοκ της κύριας μνήμης περιέχει 8 λέξεις των ενός byte η κάθε μία. Έστω ότι αρχικά η κρυφή μνήμη είναι κενή και ο επεξεργαστής παράγει την ακολουθία διευθύνσεων 271_8 , 522_8 , 140_8 , 377_8 , 610_8 , 273_8 , 520_8 και 727_8 .

A. Ποιος είναι ο λόγος των επιτυχών προσπελάσεων όταν η κρυφή μνήμη είναι άμεσης οργάνωσης ;

B. Βρείτε την οικονομικότερη οργάνωση μνήμης με μέγεθος γραμμής 3 λέξεις που μεγιστοποιεί το λόγο επιτυχών προσπελάσεων. Θεωρείστε ότι πολιτική αντικατάστασης των γραμμών είναι FIFO.

ΛΥΣΗ

A. Αφού κάθε λέξη είναι του ενός byte και η κύρια μνήμη έχει μέγεθος 512 bytes, συνεπάγεται ότι η κύρια μνήμη είναι 512 θέσεων με μία λέξη ανά θέση. Επομένως, χρειάζονται 9 bits για το διαυλο διευθύνσεων.

Εφόσον, η κάθε γραμμή έχει 8 λέξεις, απαιτούνται 3 ψηφία για την κωδικοποίηση τους. Άρα, πεδίο offset: 3 bits. Εφόσον κάθε γραμμή περιέχει 8 λέξεις (8 bytes) και η κρυφή μνήμη έχει μέγεθος 64 bytes, το πλήθος των γραμμών είναι $64/8=8$. Άρα πεδίο line: 3 bits. Τα υπόλοιπα ψηφία ($9-3-3=3$) της διεύθυνσης δεσμεύονται για το πεδίο της ετικέτας. Άρα, πεδίο tag: 3 bits.

Με βάση τα παραπάνω έχουμε:

Διεύθυνση	Διεύθυνση tag - line - offset	Γραμμή που προσπελαύνεται	Επιτυχία / Αποτυχία
271_8	010 - 111 - 001	L7	Αποτυχία
522_8	101 - 010 - 010	L2	Αποτυχία
140_8	001 - 100 - 000	L4	Αποτυχία
377_8	011 - 111 - 111	L7	Αποτυχία
610_8	110 - 001 - 000	L1	Αποτυχία
727_8	111 - 010 - 111	L2	Αποτυχία
273_8	010 - 111 - 011	L7	Αποτυχία
520_8	101 - 010 - 000	L2	Αποτυχία

Άρα, ο λόγος επιτυχών προσπελάσεων είναι $0/8$ δηλαδή, 0%.

Οργάνωση Υπολογιστών

B. Η επόμενη οργάνωση που εξετάζουμε είναι αυτή της 2-τρόπων συνόλου συσχέτισης. Στην περίπτωση αυτή, αφού το πλήθος των γραμμών είναι 8 και κάθε σύνολο περιέχει δύο γραμμές, τότε το πλήθος των συνόλων είναι 4. Άρα, έχουμε: πεδίο line: 3 bits, πεδίο set: 2 bits και πεδίο tag: 4bits. Έτσι έχουμε:

Διεύθυνση	Διεύθυνση tag – set – offset	Γραμμή L0	Γραμμή L1	Επιτυχία / Αποτυχία
		Σύνολο που προσπελαύνεται	Σύνολο που προσπελαύνεται	
271 ₈	0101 - 11 - 001	S3		Αποτυχία
522 ₈	1010 - 10 - 010	S2		Αποτυχία
140 ₈	0011 - 00 - 000	S0		Αποτυχία
377 ₈	0111 - 11 - 111		S3	Αποτυχία
610 ₈	1100 - 01 - 000	S1		Αποτυχία
727 ₈	1110 - 10 - 111		S2	Αποτυχία
273 ₈	0101 - 11 - 011	S3		Επιτυχία
520 ₈	1010 - 10 - 000	S2		Επιτυχία

Ο λόγος των επιτυχών προσπελάσεων είναι 2/8 ή 25%.

Παρατηρούμε ότι οι δύο τελευταίες αναφορές μνήμης είναι επιτυχής, ενώ οι έξι πρώτες είναι αποτυχημένες. Όμως, η αποτυχία των έξι πρώτων αναφορών οφείλετε στο ότι αρχικά η κρυφή μνήμη ήταν άδεια, το οποίο δε μπορεί να αποφευχθεί με οποιαδήποτε οργάνωση κρυφής μνήμης. Στην συνέχεια οι δύο επόμενες αναφορές μνήμης είναι επιτυχημένες.

Άρα, για τη δεδομένη ακολουθία αναφορών μνήμης και με οργάνωση 2 γραμμές ανά σύνολο πετυχαίνουμε το βέλτιστο λόγο επιτυχών προσπελάσεων. Δεδομένου, ότι η οργάνωση 2-τρόπων συνόλου είναι και η απλούστερη κυκλωματικά μετά την άμεση οργάνωση, είναι και η οικονομικότερη.

ΑΣΚΗΣΗ 6

Δίνονται τρία υπολογιστικά συστήματα ($\Sigma 1$, $\Sigma 2$, $\Sigma 3$) όπου το κάθε ένα είναι εφοδιασμένο με κρυφή μνήμη ($M1$, $M2$, $M3$), η οργάνωση των οποίων έχει ως εξής:

Σύστημα	Κρυφή μνήμη	Οργάνωση	Λέξεις/γραμμή
$\Sigma 1$	$M1$	Άμεση	4
$\Sigma 2$	$M2$	Άμεση	8
$\Sigma 3$	$M3$	2-τρόπου συνόλων	4

Στα τρία αυτά συστήματα εκτελέστηκε ένα πρόγραμμα 100 εντολών οι οποίες απαιτήσαν 25 αναφορές μνήμης για προσπέλαση δεδομένων. Για το πρόγραμμα αυτό μετρήθηκαν τα παρακάτω ποσοστά αποτυχίας προσπέλασης κρυφής μνήμης.

Σύστημα	Αποτυχίες κρυφής μνήμης	
	Εντολές	Δεδομένα
$\Sigma 1$	8%	12%
$\Sigma 2$	4%	8%
$\Sigma 3$	4%	4%

Για κάθε αποτυχημένη προσπέλαση της κρυφής μνήμης γίνεται προσπέλαση της κύριας με κόστος 10 κύκλους (αρχικό κόστος προσπέλασης κύριας μνήμης) συν ένα κύκλο ανά λέξη του μπλοκ που προσκομίζετε στην κρυφή μνήμη. Δηλαδή, κόστος αποτυχημένης προσπέλασης: $(10 + n)$ κύκλοι ρολογιού, όπου n το μέγεθος του μπλοκ (γραμμής).

A. Για το των 100 εντολών που εκτελέστηκε και στα τρία συστήματα, υπολογίστε τους κύκλους ρολογιού λόγο των αστοχιών της κρυφής μνήμης.

B. Αν στα συστήματα $\Sigma 1$ και $\Sigma 2$ κάθε εντολή απαιτεί 2 κύκλους ρολογιού με περίοδο ρολογιού $2ns$, ενώ στο $\Sigma 3$ απαιτεί 3 κύκλους με περίοδο ρολογιού $3ns$, υπολογίστε το χρόνο εκτέλεσης του προγράμματος στα τρία συστήματα.

ΛΥΣΗ

A. Για κάθε σύστημα γίνονται 100 προσπελάσεις της κύριας μνήμης για προσκόμιση των 100 εντολών και 25 προσπελάσεις δεδομένων. Με βάση τα ποσοστά αποτυχιών της κρυφής μνήμης έχουμε:

Οργάνωση Υπολογιστών

Σύστημα	Προσπελάσεις για εντολές		Προσπελάσεις για δεδομένα		Συνολικές αποτυχημένες προσπελάσεις κρυφής μνήμης
	Κύρια μνήμη	Αποτυχημένες προσπελάσεις κρυφής μνήμης	Κύρια μνήμη	Αποτυχημένες προσπελάσεις κρυφής μνήμης	
Σ1	100	8	25	3	$8+3 = 11$
Σ2	100	4	25	2	$4+2 = 6$
Σ3	100	4	25	1	$4+1 = 5$

Το κόστος κάθε αποτυχημένης προσπέλασης της κρυφής μνήμης είναι

- Σύστημα Σ1: $(10 + 4) = 14$ κύκλοι, αφού το μέγεθος της γραμμής είναι 4 λέξεις.
- Σύστημα Σ2: $(10 + 8) = 18$ κύκλοι, αφού το μέγεθος της γραμμής είναι 8 λέξεις.
- Σύστημα Σ3: $(10 + 4) = 14$ κύκλοι, αφού το μέγεθος της γραμμής είναι 4 λέξεις.

Άρα για κάθε σύστημα δαπανούνται οι ακόλουθοι κύκλοι λόγω των αστοχιών της κρυφής μνήμης:

- Σύστημα Σ1: $11 \times 14 = 154$ κύκλοι
- Σύστημα Σ2: $6 \times 18 = 108$ κύκλοι
- Σύστημα Σ3: $5 \times 14 = 70$ κύκλοι

B. Οι κύκλοι ρολογιού για την εκτέλεση του προγράμματος είναι το άθροισμα των κύκλων για την εκτέλεση των εντολών και το κόστος σε κύκλους λόγω των αστοχιών της κρυφής μνήμης. Άρα, έχουμε για κάθε σύστημα:

$$\text{κύκλοι εκτέλεσης προγράμματος} = (\text{πλήθος εντολών}) \times (\text{κύκλοι/εντολή}) + \text{κύκλοι αστοχιών κρυφής μνήμης}$$

Επομένως, έχουμε:

- Σύστημα Σ1: $100 \times 2 + 154 = 354$ κύκλοι ρολογιού
- Σύστημα Σ2: $100 \times 2 + 108 = 308$ κύκλοι ρολογιού
- Σύστημα Σ3: $100 \times 3 + 70 = 370$ κύκλοι ρολογιού

Λαμβάνοντας υπόψη τις τιμές των περιόδων ρολογιού σε κάθε περίπτωση, έχουμε:

- Σύστημα Σ1: $354 \times 2 = 708$ ns
- Σύστημα Σ2: $308 \times 2 = 616$ ns
- Σύστημα Σ3: $370 \times 3 = 1110$ ns

Σημείωμα Αναφοράς

Copyright Πανεπιστήμιο Πατρών, Γεώργιος Θεοδωρίδης, Οδυσσέας Κουφοπαύλου,
«Οργάνωση Υπολογιστών»
Έκδοση: 1.0 Πάτρα 2015
Διαθέσιμο στη διαδικτυακή διεύθυνση: <https://eclass.upatras.gr/courses/EE893/>

Χρηματοδότηση

- Το παρόν εκπαιδευτικό υλικό έχει αναπτυχθεί στα πλαίσια του εκπαιδευτικού έργου του διδάσκοντα.
- Το έργο «**Ανοικτά Ακαδημαϊκά Μαθήματα στο Πανεπιστήμιο Πατρών**» έχει χρηματοδοτήσει μόνο τη αναδιαμόρφωση του εκπαιδευτικού υλικού.
- Το έργο υλοποιείται στο πλαίσιο του Επιχειρησιακού Προγράμματος «Εκπαίδευση και Δια Βίου Μάθηση» και συγχρηματοδοτείται από την Ευρωπαϊκή Ένωση (Ευρωπαϊκό Κοινωνικό Ταμείο) και από εθνικούς πόρους.



Ευρωπαϊκή Ένωση
Ευρωπαϊκό Κοινωνικό Ταμείο



Με τη συγχρηματοδότηση της Ελλάδας και της Ευρωπαϊκής Ένωσης

