

מבנה מחשבים - רטוב 1

מגישים:

תם נלסון 204805824

חגי קריטי 301781613

שאלה 1 - לולאת גישה לזכרון

ה-cache הוא fully associative, לכן מספר הסטים שווה למספר הבלוקים והוא $\frac{cache\ size}{block\ size} = \frac{cache\ size}{4}$. מכיוון שגודל בלוק הוא 4, כל 4 כתובות רצופות ממופות לאותו סט (ולכן אותו בלוק). סה"כ כל ה-26 כתובות שלנו ייגשו ל $ceil(26/4) = 7$ סטים.

אם $cache\ size > 28$ אז יש מספיק סטים ונקבל compulsory cache miss בגישות לבלוק חדש (כל 4 כתובות, עד המעבר הראשון על כל 7 הבלוקים), סה"כ $Miss\ Rate = \frac{7}{10000} = 0.07\%$.

אם אין מספיק סטים:

- עבור $cache_size = 4$ יש ב-cache רק בלוק אחד, כל כתיבה לבלוק שונה מהכתיבה הקודמת תגרור cache miss. עם 7 בלוקים לכל 26 כתובות, נקבל סה"כ $Miss\ Rate = \frac{7}{26} = 26.92\%$.
- עבור $cache_size = 16$, יש לנו 4 בלוקים. נשים לב כי מתוך ה-7 בלוקים שאנחנו צריכים, רק 6 מתנגשים (יש להם את אותו ה-index) והבלוק הנותר (בלוק מס 4) לא מתנגש עם אף אחד ולכן יישאר ב-cache לאחר שנביא אותו. נקבל 7 compulsory cache misses על ה-26 כתובות הראשונות, ועוד conflict לכל 6 בלוקים, ז"א 6 בלוקים שנביא מהזכרון על כל 26 כתובות. סה"כ:

$$Miss\ Rate = (7 + 6 \cdot \frac{blocks}{iteration} \cdot \frac{10000-26}{26} \cdot \frac{iterations}{rest\ of\ program}) / 10000 = 23.09\%$$

Cache Size	Miss Rate (calculated)	Miss Rate (simulated)
4	26.92%	26.92%
16	23.09%	23.08%
32	0.07%	0.07%
64	0.07%	0.07%

המסקנה היא שעבור התוכנית הנתונה, הרווח הגדול ביותר בביצועים יתקבל במעבר מ-16 בתים ל-32 וכדי לקבל ביצועים מרביים מספיק להשתמש ב-cache בגודל 32 בתים.

שאלה 2 - הילוך שיכור ציקלי

ה-miss rate לאחר כל גישה לזכרון:

- הגישה הראשונה תגרום ל-compulsory cache miss, לכן $miss\ rate = 100\%$
- הגישה השנייה גם ל-compulsory cache miss אם הגישה תהיה לבלוק חדש (ז"א $addr[2] = addr[1] - 1$). ההסתברות לזה היא חצי, לכן $miss\ rate = \frac{1+0.5}{2} = 75\%$
- הגישה השלישית תגרום ל-miss רק אם בגישה הראשונה הלכנו לכתובת 513 ואז שוב הלכנו "קדימה" ל-514 (קורה בהסתברות של 0.25) לכן $miss\ rate = \frac{1+0.5+0.25}{3} = 58.3\%$
- הגישה הרביעית תגיע לבלוק חדש רק אם הלכנו אחרונה בגישה השנייה (511) וגם בשלישית (510) וכן גם ברביעית (509) - קורה בהסתברות של 0.125, לכן $miss\ rate = \frac{1+0.5+0.25+0.125}{4} = 46.8\%$

סיכום המדידות:

Associativity	Miss Rate
1	0.38%
8	1.36%
16	6.82%

אפשר לשים לב מהחישוב, שאם מניחים שאין conflicts ב-cache ההסתברות ל-miss בשלב ה-i היא $\frac{1}{2^i}$. לכן ה-miss rate אחרי 10000 ריצות הוא $\frac{1+0.5+\dots}{10000} = 0.02\%$. מכיוון שב-cache שלנו יש conflicts, ניתן לצפות שה-miss rate יהיה יותר גבוה, כתלות בכמות ה-conflicts.

ככל שהאסוציאטיביות גדולה יותר יש יותר conflicts: יש פחות בלוקים בסט נתון, כלומר יש פחות סיביות אינדקס בכתובת ולכן כתובות קרובות יותר בזיכרון ימופו לאותו סט. מסיבה זו ומכיוון שאנחנו ניגשים בהסתברות גבוהה לאותה סביבה של הגישות האחרונות (מצורת בניית הגישות לזיכרון), הסט שאליו נביא בלוק מגישה מסוימת יכיל בלוקים קרובים שכנראה ניגש אליהם שוב בעתיד. מכיוון שאנחנו משתמשים במדיניות פינור רנדומלית, כאשר צריכים לפנות בלוק מהסט הסיכוי שנוציא בלוק כזה שנצטרך בעתיד (כי הוא קרוב לגישה האחרונה) זהה לסיכוי שנוציא בלוק רחוק יותר, שפחות סביר שנצטרך. לכן יותר סביר שיוציאו מהקאש בלוקים נחוצים (שהיו בשימוש לאחרונה, כלומר בסבירות גבוהה הם קרובים) עקב קונפליקטים.

שאלה 3 - הילוך שיכור ציקלי עם קפיצות

ה-miss rate לאחר כל גישה לזכרון:

- הגישה הראשונה תגרום ל-cache miss. נקבל $miss\ rate = 100\%$.
- הגישה השנייה תגרום ל-cache miss אם עברנו לבלוק חדש. נפריד למקרים:
 - אם $block_size = 1$ נקבל miss בכל מקרה, לכן $miss\ rate = 100\%$
 - אם $block_size > 1$ נקבל hit רק בהליכה קדימה, לכן ההסתברות ל-miss:

$$1 - P(addr[2] = addr[1] + 1) = 1 - 0.45 = 0.55$$

$$miss\ rate = \frac{1+0.55}{2} = 77.5\% \text{ לכן}$$

- כדי לחשב את ה-miss rate לגישה השלישית נפריד למקרים:
 - אם $block_size = 1$ נקבל miss במקרים הבאים:

- הלכנו קדימה לאחורה ב-1 בגישה הקודמת, ולא חזרנו על עקבותינו בגישה זו
 - הסתברות $2 \cdot P(addr[2] = addr[1] \mp 1) \cdot (1 - P(addr[3] = addr[2] \pm 1))$
 - הלכנו קדימה לאחורה ב-200 בגישה הקודמת, ולא חזרנו על עקבותינו
 - הסתברות: $2 \cdot P(addr[2] = addr[1] \mp 200) \cdot (1 - P(addr[3] = addr[2] \mp 200))$
- נקבל שההסתברות היא $0.59 = 0.45 \cdot (1 - 0.45) + 2 \cdot 0.05 \cdot (1 - 0.05)$ לכן
- $$miss\ rate = \frac{1+1+0.59}{3} = 86.33\%$$

- אם $block_size = 2$, נשים לב שגם בתזוזות של 200 לכל כיוון ניפול על תחילת בלוק. המקרים:

- הלכנו קדימה ב-1 בגישה הקודמת, ולא חזרנו על עקבותינו
 - הסתברות $P(addr[2] = addr[1] + 1) \cdot (1 - P(addr[3] = addr[2] - 1))$
- הלכנו קדימה לאחורה ב-200 בגישה הקודמת, והמשכנו באותו הכיוון ב-200:
 - הסתברות: $2 \cdot P(addr[2] = addr[1] \mp 200) \cdot P(addr[3] = addr[2] \mp 200)$
- הלכנו קדימה לאחורה ב-200 בגישה הקודמת, והלכנו אחורה לסוף בלוק חדש:
 - הסתברות: $2 \cdot P(addr[2] = addr[1] \mp 200) \cdot P(addr[3] = addr[2] - 1)$
- הלכנו אחורה ב-1 בגישה הקודמת, והתקדמנו ב-200 לכל כיוון:
 - הסתברות: $P(addr[2] = addr[1] - 1) \cdot 2P(addr[3] = addr[2] \pm 200)$

נציב ונקבל $0.3425 = 0.45 \cdot (1 - 0.45) + 2 \cdot 0.05 \cdot (0.45 + 0.05) + 0.45 \cdot 2 \cdot 0.05$ ולכן

$$miss\ rate = \frac{1+0.55+0.3425}{3} = 63.08\%$$

- אם $block_size = 4$ המקרים:

- הלכנו קדימה לאחורה ב-200 בגישה הקודמת, והמשכנו באותו הכיוון:
 - הסתברות: $2 \cdot P(addr[2] = addr[1] \mp 200) \cdot P(addr[3] = addr[2] \mp 200)$
- הלכנו קדימה לאחורה ב-200 בגישה הקודמת, והלכנו אחורה ב-1 לסוף בלוק חדש:
 - הסתברות: $2 \cdot P(addr[2] = addr[1] \mp 200) \cdot P(addr[3] = addr[2] - 1)$
- הלכנו קדימה לאחורה ב-1 בגישה הקודמת, והתקדמנו 200 לכל כיוון:
 - הסתברות: $2 \cdot P(addr[2] = addr[1] \mp 1) \cdot 2 \cdot P(addr[3] = addr[2] \pm 200)$

נציב ונקבל $0.14 = 2 \cdot 0.05 \cdot (0.45 + 0.05) + 2 \cdot 0.45 \cdot (0.05 + 0.05)$ לכן

$$miss\ rate = \frac{1+0.55+0.14}{3} = 56.33\%$$

סיכום המדידות:

Block Size	Miss Rate
1	24.64%
2	14.50%
4	9.35%

ה miss rate יורד ככל שגודל הבלוק גדל, כצפוי לגישות זיכרון לוקאליות. ניתן לראות מהחישוב שה miss rate יורד ככל שניגשים יותר לזכרון. בנוסף, ניתן לראות שה "רווח" ב-MR מגישות נוספות יורד גם הוא. שתי הסיבות האלה מסבירות את ה-MR במדידות: ערכים נמוכים בהרבה ביחס לחישובים, אך עדיין לא זניחים.