


Swapping Policies

Prof. Dr.-Ing. Andreas Heil

 Licensed under a Creative Commons Attribution 4.0 International license. Icons by The Noun Project.

v1.0.1

Policies - Motivation

- Solange es genügend Speicher gibt, ist Speichermanagement kein Problem
- Sobald es „eng wird“ (engl.memory pressure) sieht die Sache ganz anders aus
- Welche Seiten ausgelagert werden, wird durch einen Cache-Algorithmus (engl.replacement policy) geregelt
- Im Folgenden werden wir uns daher der Fragestellung widmen, wie entschieden werden kann, welche Seiten am „geschicktesten“ ausgelagert werden können.

Cache Management

- Grundsätzliche Idee:
 - Wenn der Hauptspeicher „nur“ einen Teil aller Pages enthält, kann man ihn als **Cache** für virtuelle Speicherseiten verstehen
- Grundsätzliches Ziel eines jeden Caches: **Cache Misses** reduzieren
 - D.h. bei uns die Häufigkeit zu minimieren, dass eine Seite von Platte gelesen werden muss oder
 - Die Anzahl der Cache Hits zu maximieren, d.h. wenn eine auf eine Seitenzugriffen wird, dass sich diese im Hauptspeicher befindet

Durchschnittliche Zugriffszeit

- Sind die Zugriffszeiten auf Speicher und Platte bekannt lässt sich die sog. Average Memory Access Time (Abk. AMAT) berechnen:
 - Zugriffszeit auf Hauptspeicher
 - Wahrscheinlichkeit eine Seite nicht im Cache zu finden $[0,0..1,0]$
 - Zugriffszeit auf Platte/Disk

Optimal Replacement policy

| Access | Hit/Miss? | Evict | Resulting Cache State |
|--------|-----------|-------|--------------------------|
| 0 | Miss | | 0 |
| 1 | Miss | | 0, 1 |
| 2 | Miss | | 0, 1, 2 |
| 0 | Hit | | 0, 1, 2 |
| 1 | Hit | | 0, 1, 2 |
| 3 | Miss | 2 | 0, 1, 3 |
| 0 | Hit | | 0, 1, 3 |
| 3 | Hit | | 0, 1, 3 |
| 1 | Hit | | 0, 1, 3 |
| 2 | Miss | 3 | 0, 1, 2 |
| 1 | Hit | | 0, 1, 2 |

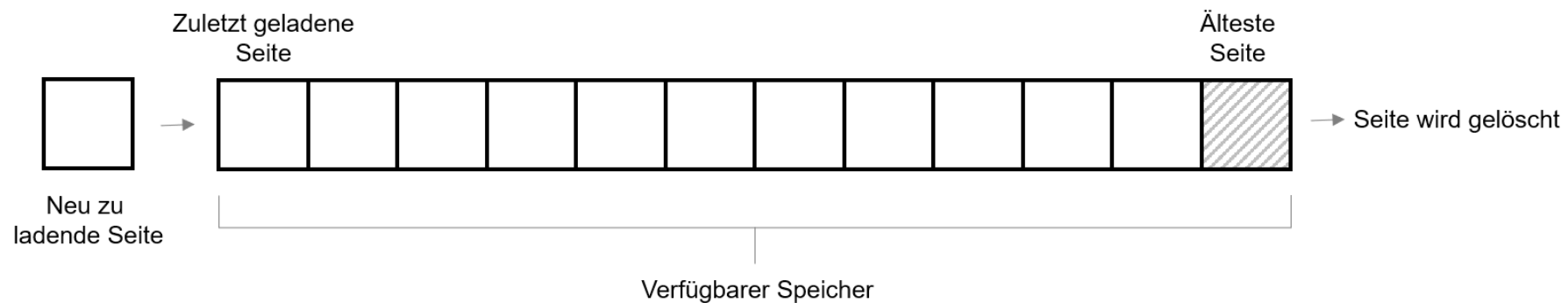
Figure 22.1: Tracing The Optimal Policy

Policy: FIFO

- First in First out (FIFO) sollte noch aus Scheduling bekannt sein
 - Einfachste der Ersetzungsstrategien
 - Jede Seite, die geladen wird, liegt in einer Queue
 - Ist kein Platz mehr vorhanden, wird die Seite ersetzt, die am längsten in der Queue ist

FIFO: Beispiel

- Verglichen mit dem optimalen Algorithmus schlecht
- 36,4% bzw. 57,1% (ohne ersten Miss) Hit Rate
- Problem: FIFO hat keine Kenntnis über Relevanz einer Seite
- Hier: Obwohl Seite 0 oft genutzt wird, wird Sie durch FIFO irgendwann rausgeworfen, nur weil es die erste Seite war, die geladen war



FIFO: Beispiel

| Access | Hit/Miss? | Evict | Resulting Cache State |
|--------|-----------|-------|--------------------------|
| 0 | Miss | | First-in→ 0 |
| 1 | Miss | | First-in→ 0, 1 |
| 2 | Miss | | First-in→ 0, 1, 2 |
| 0 | Hit | | First-in→ 0, 1, 2 |
| 1 | Hit | | First-in→ 0, 1, 2 |
| 3 | Miss | 0 | First-in→ 1, 2, 3 |
| 0 | Miss | 1 | First-in→ 2, 3, 0 |
| 3 | Hit | | First-in→ 2, 3, 0 |
| 1 | Miss | 2 | First-in→ 3, 0, 1 |
| 2 | Miss | 3 | First-in→ 0, 1, 2 |
| 1 | Hit | | First-in→ 0, 1, 2 |

Bildquelle: OSTEP

Policy: Random

- Zufallsstrategie (engl. random)
 - Zu ersetzende Seiten werden zufällig ausgewählt
 - Hit Rates sind Glücksache
 - Im vorliegenden Beispiel besser als FIFO, schlechter als der optimale Algorithmus
 - Hier: in 40 % von 10.000 Testläufen war Random so gut wie der Optimale Alg.
 - Kann aber auch wesentlich schlechter sein

Policy: Random

| Access | Hit/Miss? | Evict | Resulting Cache State |
|--------|-----------|-------|--------------------------|
| 0 | Miss | | LRU→ 0 |
| 1 | Miss | | LRU→ 0, 1 |
| 2 | Miss | | LRU→ 0, 1, 2 |
| 0 | Hit | | LRU→ 1, 2, 0 |
| 1 | Hit | | LRU→ 2, 0, 1 |
| 3 | Miss | 2 | LRU→ 0, 1, 3 |
| 0 | Hit | | LRU→ 1, 3, 0 |
| 3 | Hit | | LRU→ 1, 0, 3 |
| 1 | Hit | | LRU→ 0, 3, 1 |
| 2 | Miss | 0 | LRU→ 3, 1, 2 |
| 1 | Hit | | LRU→ 3, 2, 1 |

Figure 22.5: Tracing The LRU Policy

Policy: Random

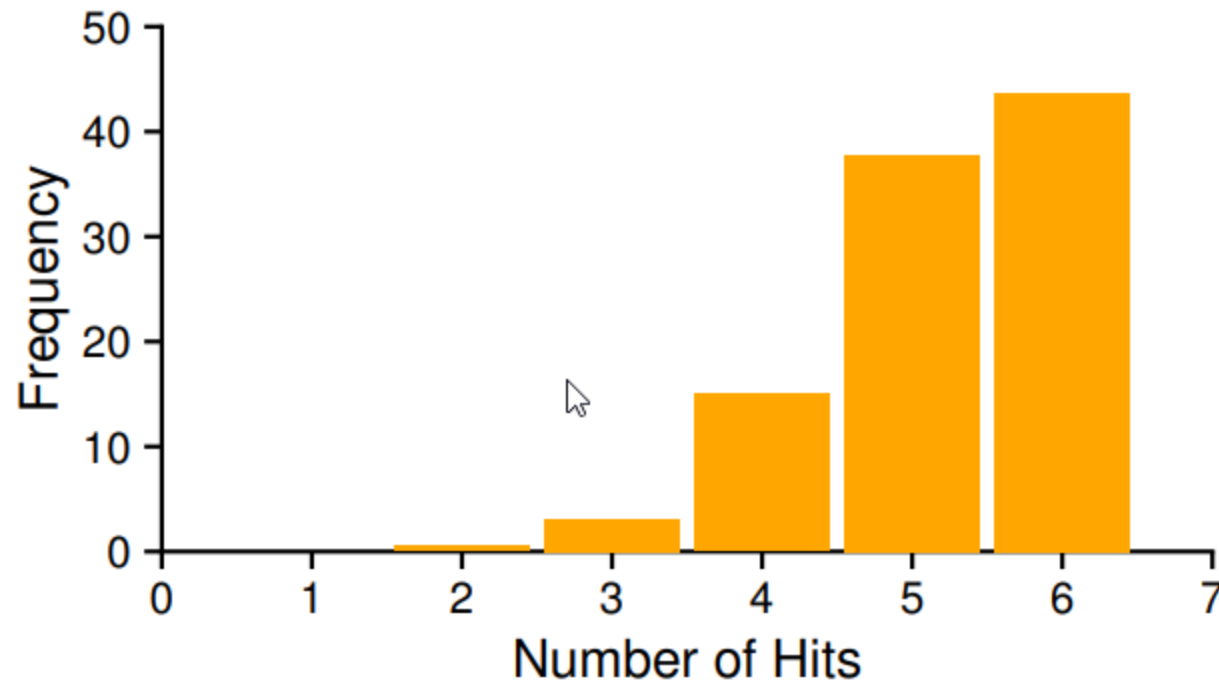


Figure 22.4: Random Performance Over 10,000 Trials

Bildquelle: OSTEP

Policy: LRU

- LastRecentlyUsed(Abk. LRU)
 - Ähnliche wie im Scheduling, aus der nahen Vergangenheit lernen, um die Vorhersage für die Zukunft zu verbessern
 - Grundidee: Wenn ein Programm auf eine Seite in der nahen Vergangenheit zugegriffen hat, greift s vermutlich nochmals in der nahen Zukunft auf die Seite zu
 - Historische Informationen
 - Nutzungsfrequenz (engl.frequency) häufig benutzte Seiten sollten nicht ersetzt werden
 - Neuheit (engl.recency) vor kurzem genutzte Seiten sollten nichtersetzt werden

Lokalitätsprinzip

- Lokalitätsprinzip (engl.principle of locality)
 - Empirische Beobachtung von Programmen
 - Programme tendieren dazu, auf Code-Sequenzen und Datenstrukturen zuzugreifen, die nahe beieinander liegen (Schleifen, Arrays etc.)
 - Diese Pages sollten demnach möglichst im Speicher gehalten werden
 - Hieraus sind die historisch-basierten Algorithmen entstanden...

$\{M|L\}\{F|R\}U$

- Gut geeignet und einfach zu merken:
- Least-Frequently-Used(LFU)
 - Ersetzt die am seltensten genutzte Seite
- Least-Recently-Used(LRU)
 - Ersetzt die wenigstens aktuell genutzte Seite
- Eher schlecht, da das Lokalitätsprinzip nicht beachtet wird:
- Most-Frequent-Used(MFU)
- Most-Recently-Used(MRU)

Implementierung von historisch basierten Algorithmen

- LRU
- Bei jedem Seitenzugriff muss (Instruktionen oder Daten) muss die Seite an die Spitze der „Liste“ (welche Datenstruktur wäre hier geeignet?) verschoben werden
- Konkret: Bei jedem Speicherzugriff müsste diese Datenstruktur aktualisiert werden
- Mögliche Lösung: Hardware-Support
- Was wir wissen, bei 4GB Speicher mit 4KB Seiten ca. 1 Mio. Pages
- Zugriff auf eine solche Datenstruktur (1 Mio. Einträge) dauert dann doch etwas, selbst bei heutigen Rechengeschwindigkeiten

Annäherung an LRU

- Wir haben die Lösung bereits kennen gelernt: **Use Bit**
 - Bei jedem Zugriff (lesen/schreiben) auf eine Page wird das Use Bit aktualisiert
 - Dafür ist die Hardware zuständig
 - Bit kann in der (pro Prozess) Page Table liegen oder in einen gesonderten Array
 - Bit wird dabei auf 1 gesetzt
 - Hardware löscht dieses Bit nie, dafür ist das Betriebssystem zuständig
- Wie kann das Use Bit sinnvoll gelöscht werden?

Clock Algorithmus

- Alle Pages sind als Kreis (wie eine Uhr) angeordnet
- Uhrzeiger zeigt auf eine Seite
- Wenn eine Ersetzung stattfindet, wird geprüft ob das aktuelle Use Bit auf 0 oder 1 steht
 - Wurde Seite P vor Kurzem genutzt (Use Bit = 1), ist sie kein guter Kandidat zum Ersetzen
 - Use Bit wird nun auf 0 gesetzt und Zeiger geht zum nächsten Eintrag $P + 1$
 - Algorithmus fährt solange fort, bis ein Eintrag mit 0 gefunden wird
- Alternativen?
 - Alle Use Bits periodisch löschen wäre auch möglich

Dirty Bit

- Erweiterung des ClockAlgorithm
 - Verwendung eines sog. »DirtyBit« (manchmal auchModifiedBit)
 - Wird gesetzt, wenn auf die Seite im Speicher zugegriffen wurde
 - Wurde eine Seite im Speicher verändert, muss Sie noch zurück auf Platte geschrieben werden (= teuer)

- Wurde die Seite noch nicht modifiziert (z.B. nur Leseoperationen) oder wurde si schon zurück geschrieben, wird dasDirtyBit auf 0 gesetzt
- Seite kann dann ohne weitere Maßnahmen ersetzt werden

Zusätzliche Policies

- Für die meisten Seiten wird »DemandPaging«, also nachladen bei Bedarf eingesetzt
- »Prefetching« kann in besonderen Fällen genutzt werden, d.h. eine Seite kann schon vorher geladen werden (dafür muss es jedoch sehr gute Gründe) geben
- Wegschreiben von Seiten kann aus Effizienzgründen auch gemeinsam stattfinden, bekannt als »Clustering« oder auch »Grouping«

Thrashing

- Problemstellung: Was sollte das Betriebssystem unternehmen, wenn das System hoffnungslos überbucht ist?
 - Annahme: Der gesamte Speicherbedarf der laufenden Prozesse überschreitet permanent den physikalisch verfügbaren Speicher
 - Konsequenz: Das System muss permanent auslagern.
 - Lösungsansätze [1]
 - Linux: Killt die/den speicherintensivsten Prozess
 - OpenSolaris: Drei Status, normal, soft (ganze Prozesse werden ausgelagert) und hard(schlafende Prozesse werden ausgelagert, unbenutzte Module werden entladen)
 - Windows XP: Lang schlafende Prozesse werden ausgelagert, es würde überwacht, welche Prozesse anderen Prozessen Pages „stehlen“