

Systemprogrammierung

Speicherverwaltung: Spechervirtualisierung

Wolfgang Schröder-Preikschat

Lehrstuhl Informatik 4

12. Juli 2011

Politiken bei der Speicherverwaltung

Speicherzuteilungsverfahren



Platzierungsstrategie (engl. *placement policy*)

- **wohin** im Arbeitsspeicher ist ein Fragment abzulegen?
 - dorthin, wo der Verschnitt am kleinsten/größten ist?
 - oder ist es egal, weil Verschnitt zweitrangig ist?

Spechervirtualisierung [3]



Ladestrategie (engl. *fetch policy*)

- **wann** ist ein Fragment in den Arbeitsspeicher zu laden?
 - im Moment der Anforderung durch einen Prozess?
 - oder im Voraus, auf Grund von Vorabwissen oder Schätzungen?

Ersetzungsstrategie (engl. *replacement policy*)

- **welches** Fragment ist ggf. aus den Arbeitsspeicher zu verdrängen?
 - das älteste, am seltensten genutzte oder am längsten ungenutzte?

Gliederung

1 Überblick

2 Ladestrategie

- Überblick
- Seitenumlagerung

3 Ersetzungsstrategie

- Überblick
- Verfahrensweisen
- Approximation
- Seitenanforderung
- Arbeitsmenge

4 Zusammenfassung

Gliederung

1 Überblick

2 Ladestrategie

- Überblick
- Seitenumlagerung

3 Ersetzungsstrategie

- Überblick
- Verfahrensweisen
- Approximation
- Seitenanforderung
- Arbeitsmenge

4 Zusammenfassung

Einlagerung von Seiten/Segmenten

Spontanität oder vorauselender Gehorsam

Einzelanforderung „on demand“ → *present bit*

- Seiten-/Segmentzugriff führt zum *Trap*
 - engl. *page/segment fault*
- Ergebnis der Ausnahmebehandlung ist die Einlagerung der angeforderten Einheit

Vorausladen „anticipatory“

- **Heuristiken** liefern Hinweise über Zugriffsmuster
 - Programmlokalität, Arbeitsmenge (*working set*)
- alternativ auch als **Vorabruf** (engl. *prefetch*) im Zuge einer Einzelanforderung
 - z.B. zur Vermeidung von Folgefehlern

- ggf. fällt die **Verdrängung** (Ersetzung) von Seiten/Segmenten an

Einzelanforderung mit anschließendem Vorausladen

Vorbeugung ggf. nachfolgender Seitenfehler

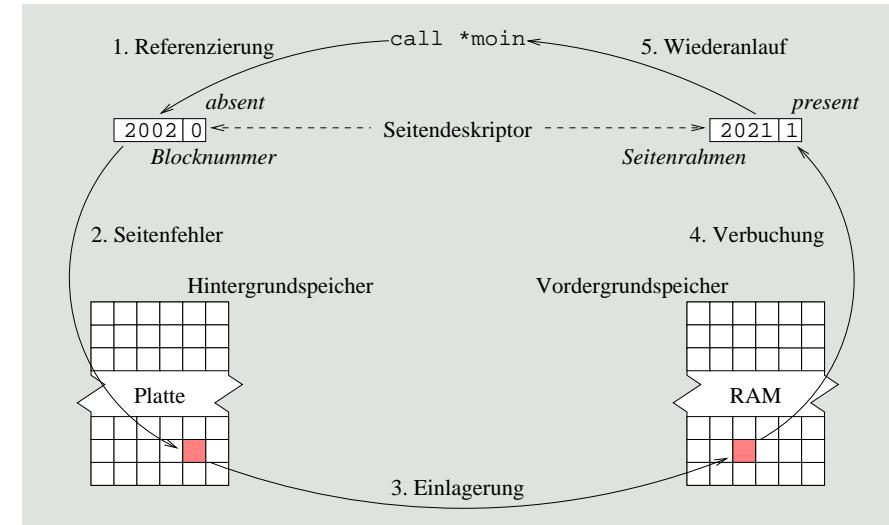
`call *moin`

- ① den gescheiterten Befehl dekodieren, Adressierungsart feststellen
- ② da der Operand die Adresse einer Zeigervariablen (*moin*) ist, den Adresswert auf Überschreitung einer Seitengrenze prüfen
- ③ da der Befehl die Rücksprungadresse stapeln wird, die gleiche Überprüfung mit dem Stapelzeiger durchführen
- ④ in der Seitentabelle die entsprechenden Deskriptoren lokalisieren und prüfen, ob die Seiten anwesend sind
 - jede abwesende Seite (*present bit* = 0) ist einzulagern
- ⑤ da jetzt die Zeigervariable (*moin*) vorliegt, sie dereferenzieren und ihren Wert auf Überschreitung einer Seitengrenze prüfen
 - hierzu wie bei 4. verfahren
- ⑥ den unterbrochenen Prozess den Befehl wiederholen lassen

- **Teilemulation** eines Maschinenbefehls durch das Betriebssystem

Einzelanforderung

On-demand paging — durch ein „Rufgerät“ (engl. *pager*) des Betriebssystems



Gliederung

- ① Überblick
- ② Ladestrategie
 - Überblick
 - Seitenumlagerung
- ③ Ersetzungsstrategie
 - Überblick
 - Verfahrensweisen
 - Approximation
 - Seitenanforderung
 - Arbeitsmenge
- ④ Zusammenfassung

Verdrängung eingelagerter Fragmente

Platz schaffen zur Einlagerung anderer Fragmente (d.h., Seiten oder Segmente)

Konsequenz zur **Durchsetzung der Ladestegie** bei Hauptspeichermangel

- wenn eine Überbelegung des Hauptspeichers vorliegt
 - der Speicherbedarf aller Prozesse ist größer als der verfügbare RAM
- aber auch im Falle (extensiver) externer Fragmentierung

OPT (optimales Verfahren) Verdrängung des Fragments, das am längsten nicht mehr verwendet werden wird — unrealistisch

- erfordert Wissen über die im weiteren Verlauf der Ausführung von Prozessen generierten Speicheradressen, was bedeutet:
 - das Laufzeitverhalten von Prozessen ist im Voraus bekannt
 - Eingabewerte sind vorherbestimmt
 - asynchrone Programmunterbrechungen sind vorhersagbar
- bestenfalls ist eine gute **Approximation** möglich/umsetzbar

- **Zugriffsfehlerwahrscheinlichkeit** und **Zugriffsfehlerrate** verringern

Zählverfahren

Auswahlkriterium ist die Häufigkeit von Seitenreferenzen

Zähler basierte Ansätze führen Buch darüber, wie häufig eine Seite innerhalb einer bestimmten Zeitspanne referenziert worden ist:

- im Seitendeskriptor ist dazu ein **Referenzzähler** enthalten
- der Zähler wird mit jeder Referenz zu der Seite inkrementiert
- aufwändige Implementierung, bei mäßiger Approximation von OPT

LFU ersetzt die Seite mit dem kleinsten Zählerwert

- Annahme: **aktive Seiten** haben große Zählerwerte und weniger aktive bzw. **inaktive Seiten** haben kleine Zählerwerte
- große Zählerwerte können dann aber auch jene Seiten haben, die z.B. nur in der Initialisierungsphase aktiv gewesen sind

MFU ersetzt die Seite mit dem größten Zählerwert

- Annahme: **kürzlich aktive Seiten** haben eher kl. Zählerwerte

Praxistaugliche Herangehensweisen

Approximation des optimalen Verfahren greift auf Wissen aus der Vergangenheit/Gegenwart zurück, d.h., ersetzt wird ...

FIFO (*first-in, first-out*) das zuerst eingelagerte Fragment

- Fragmente entsprechend des Einlagerungszeitpunkts verketten

LFU (*least frequently used*) das am seltenste genutzte Fragment

- jeden Zugriff auf eingelagerte Fragmente zählen
- Alternative: **MFU** (*most frequently used*)

LRU (*least recently used*) das kürzlich am wenigsten genutzte Fragment

- Zeitstempel, Stapeltechniken oder Referenzlisten einsetzen
- bzw. weniger aufwändig durch Referenzbits approximieren

- zu ersetzende/verdrängende Fragmente sind vorzugsweise **Seiten**

Zeitverfahren

Auswahlkriterium ist die Zeitspanne zurückliegender Seitenreferenzen

LRU_{time} verwendet einen Zähler („logische Uhr“) in der CPU, der bei jedem Speicherzugriff erhöht und in den zugehörigen Seitendeskriptor geschrieben wird

- verdrängt die Seite mit dem kleinsten **Zeitstempelwert**

LRU_{stack} nutzt einen Stapel eingelagerter Seiten, aus dem bei jedem Seitenzugriff die betreffende Seite herausgezogen und wieder oben drauf gelegt wird

- verdrängt die Seite am **Stapelboden**

LRU_{ref} führt Buch über alle zurückliegenden Seitenreferenzen

- verdrängt die Seite mit dem größten **Rückwärtsabstand**

- entsprechen OPT, wenn allerdings die Vergangenheit betrachtet wird

- gute Approximation von OPT, bei sehr aufwändiger Implementierung

LRU: Alterung von Seiten (engl. *page aging*) verfolgen

Referenzbit (engl. *reference bit*) im Seitendescriptor zeigt an, ob auf die zugehörige Seite zugegriffen wurde:

- 0 → kein Zugriff
- 1 → Zugriff bzw. Einlagerung

- das Alter eingelagerter Seiten wird periodisch (Zeitgeber) bestimmt:
 - für jede eingelagerte Seite wird ein N -Bit Zähler (*age counter*) geführt
 - der Zähler ist als **Schieberegister** (engl. *shift register*) implementiert
 - nach Aufnahme eines Referenzbits in den Zähler, wird es gelöscht
- „kürzlich am wenigsten genutzte“ Seiten haben den Zählerwert 0
 - d.h., sie wurden seit N Perioden nicht mehr referenziert (vgl. NT)

LRU: Seiten eine zweite Chance einräumen

Annahme: Referenzierte Seiten sind vermeintlich aktive Seiten

second chance (auch: *clock policy*)

- arbeitet im Grunde nach FIFO, berücksichtigt jedoch zusätzlich noch die Referenzbits der jeweils in Betracht zu ziehenden Seiten
- periodisch (Zeitgeber, Tick) werden die Seitendescriptor des (unterbrochenen) laufenden Prozesses untersucht

Referenzbit	Aktion	Bedeutung
1	Referenzbit auf 0 setzen	Seite erhält zweite Chance
0	—	Seite ist Ersetzungskandidat

- schlimmstenfalls erfolgt ein Rundumschlag über alle Seiten, wenn die Referenzbits aller betrachteten Seiten (auf 1) gesetzt waren
 - die Strategie „entartet“ dann zu FIFO

- unterscheidet nicht zwischen lesende und schreibende Seitenzugriffe

LRU: Schieberegistertechnik

Bestimmung des Lebensalters einer Seite

page aging (Forts.) mit Ablauf eines Zeitquants (Tick), werden die Referenzbits eingelagerter Seiten des laufenden Prozesses in die Schieberegister seiner Seitendescriptor übernommen

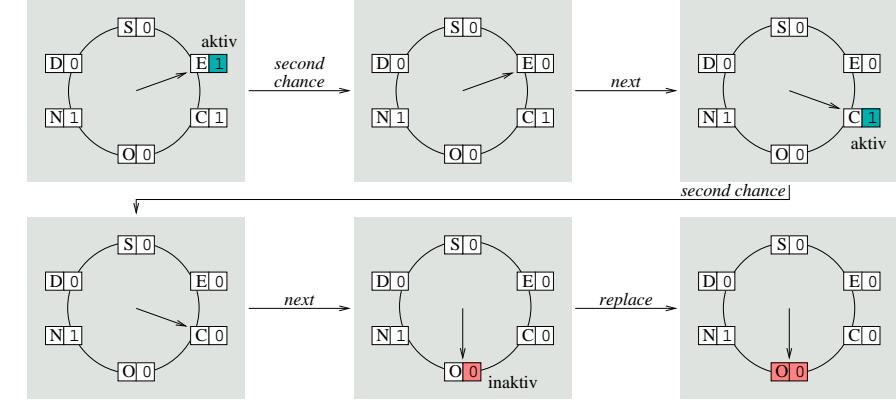
- z.B. ein 8-Bit „age counter“: $age = (age >> 1) | (ref << 7)$

Referenzbit	Alter (age, initial 0)
1	10000000
1	11000000
0	01100000
1	10110000
:	:

- Schieberegisterinhalt (*age*) als Ganzzahl interpretiert liefert ein Maß für die Aktivität einer Seite
- mit abnehmendem Betrag, d.h. einer sinkenden Prozessaktivität, steigt die Ersetzungspriorität

- Aufwand steigt mit Adressraumgröße des unterbrochenen Prozesses

LRU: Funktionsweise der *Clock Policy*



E ist aktiv, Referenzbit auf Null setzen, Seite im Hauptspeicher behalten
 C ist aktiv, Referenzbit auf Null setzen, Seite im Hauptspeicher behalten
 O ist inaktiv, Seite ersetzen: den Seitenrahmen neu „bespannen“

LRU: Schreibzugriffe stärker gewichtet als Lesezugriffe

enhanced second chance prüft zusätzlich, ob eine Seite schreibend oder nur lesend referenziert wurde

- Grundlage dafür ist ein **Modifikationsbit** (*modify/dirty bit*)
 - ist als weiteres Attribut in jedem Seitendescriptor enthalten
 - wird bei Schreibzugriffen auf 1 gesetzt, bleibt sonst unverändert
- zusammen mit dem Referenzbit zeigen sich vier Paarungen (R, D):

	Bedeutung	Entscheidung
(0, 0)	ungenutzt	beste Wahl
(0, 1)	beschrieben	keine schlechte Wahl
(1, 0)	kürzlich gelesen	keine gute Wahl
(1, 1)	kürzlich beschrieben	schlechteste Wahl

- kann für jeden Prozess(adressraum) zwei Umläufe erwirken
 - gibt referenzierten Seiten damit eine **dritte Chance** (vgl. MacOS)

Verteilung von Seitenrahmen auf Prozessadressräume

Prozessen ist mindestens die **kritische Masse von Seitenrahmen** zur Verfügung zu stellen, um in ihrer Ausführung voranschreiten zu können

- Rechnerausstattung/-architektur geben „harte“ Begrenzungen vor:
 - **Obergrenze** die Größe des Arbeitsspeichers
 - **Untergrenze** definiert durch den komplexesten Maschinenbefehl
 - schlimmster Fall möglicher Seitenfehler
- innerhalb dieser Grenzen, ist die Zuordnung ...
 - **gleichverteilt** in Abhängigkeit von der Prozessanzahl und/oder **größenabhängig** bedingt durch den (statischen) Programmumfang
 - „weiche“ Begrenzungen ergeben sich z.B. durch die gegenwärtige Systemlast und den gewünschten Grad an Mehrprogrammbetrieb

Freiseitenpuffer

Reserve freier (d.h. ungebundener) Seitenrahmen garantieren

Alternative zur Seitenersetzung, die den **Vorabruf** von Seiten nutzt

- Steuerung der Seitenüberlagerung über **Schwellwerte** (*water mark*):
 - *low* Seitenrahmen als frei markieren, Seiten ggf. auslagern
 - *high* Seiten ggf. einlagern, **Vorausladen**
- die Auswahl greift z.B. auf Referenz-/Modifikationsbits zurück

Freiseiten gelangen in einen **Zwischenspeicher** (engl. *cache*)

- die Zuordnung von Seiten zu Seitenrahmen bleibt jedoch erhalten
- vor ihrer Ersetzung doch noch benutzte Seiten werden zurückgeholt
- sog. *Reclaiming* von Seiten durch Prozesse (vgl. Solaris, Linux)
- vergleichsweise effizient: die Ersetzungszeit entspricht der Ladezeit

Einzugsbereiche: Wirkungskreis der Seitenüberlagerung

lokal nur Seitenrahmen des von der Seitenersetzung betroffenen Prozessadressraums nutzen (vgl. NT)

- Seitenfehlerrate ist von einem Prozess selbst kontrollierbar
 - Prozesse verdrängen niemals Seiten anderer Adressräume
 - fördert ein deterministisches Laufzeitverhalten von Prozessen
 - Seitenfehler haben **Trap-Eigenschaften**

- **statische Zuordnung** von Seitenrahmen zum Adressraum

global Seitenrahmen aller Adressräume nutzen; **dynamische Zuordnung**

- Verdrängung/Ersetzung von Seitenrahmen ist unvorhersehbar und auch nicht bzw. nur schwer reproduzierbar
 - Seitenfehler haben **Interrupt-Eigenschaften**
- der zeitliche Ablauf einer Programmausführung ist abhängig von den in anderen Adressräumen vorgehenden Aktivitäten

- Kombination beider Ansätze möglich: Prozess-/Adressraumklassen
 - z.B. nur Echtzeitprozesse der lokalen Seitenersetzung unterziehen

Seitenflattern (engl. *thrashing*)

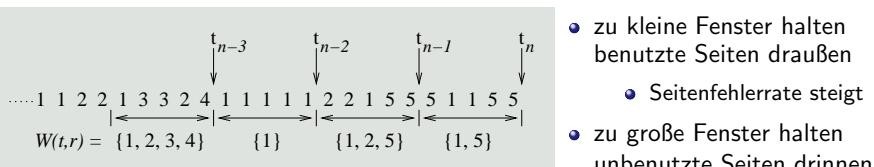
„Dresche beziehen“ — wenn durch Seitenüberlagerung verursachte E/A die gesamten Systemaktivitäten bestimmt [1]

- eben erst ausgelagerte Seiten werden sofort wieder eingelagert
 - Prozesse verbringen mehr Zeit beim „*paging*“ als beim Rechnen
 - das Problem ist immer in Relation zu der Zeit zu setzen, die Prozesse mit sinnvoller Arbeit verbringen
 - ein mögliches Phänomen der globalen Seitenersetzung
 - Prozesse bewegen sich zu nahe am Seiten(rahmen)minimum
 - zu hoher Grad an Mehrprogrammbetrieb
 - ungünstige Ersetzungsstrategie
 - verschwindet ggf. so plötzlich von allein, wie es aufgetreten ist ...
- **Lokalität** der Speicherzugriffe **von Prozessen** beachten/bestimmen
- **Umlagerung (Swapping)** **von Adressräumen bzw. Arbeitsmengen**

Seitenflattern vermeiden: Arbeitsmengendynamik

Bewegliches Arbeitsmengenfenster (engl. *moving working set window*)

- die Berechnung der Arbeitsmenge ist nur näherungsweise möglich:
 - Ausgangspunkt ist die **Seitenreferenzfolge** der jüngeren Vergangenheit
 - darauf wird ein **Fenster** (engl. *working set window*) geöffnet
 - das Fenster bewegt sich vorwärts mit jeder weiteren Speicherreferenz



- die **Fensterbreite** r gibt eine „feste Anzahl von Maschinenbefehlen“
 - sie wird approximiert durch periodische Unterbrechungen
 - die Befehlsanzahl ergibt sich in etwa aus der **Periodenlänge**

Seitenflattern vermeiden

Heuristik über zukünftig erwartete Seitenzugriffe erstellen

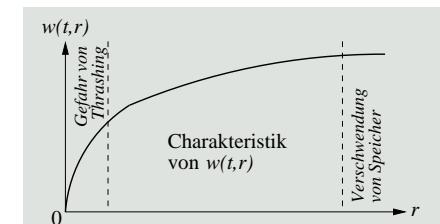
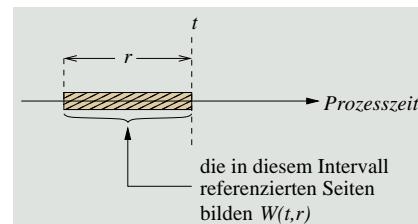
$W(t, r)$ **Arbeitsmenge** (engl. *working set*, [2, 4]): Satz von Seiten, den ein Prozess lokal/das System global in Benutzung haben wird

t Beobachtungszeitpunkt

r Arbeitsmengenparameter (engl. *working set parameter*)

$\omega(t, r)$ **Arbeitsmengengröße**: Anzahl **aktiver Seiten** in $W(t, r)$

Blick in die Zukunft, abgeschätzt auf Basis der im **Zeitintervall** $(t - r, t)$ jüngst von einem Prozess jeweils referenzierten Seiten



Seitenflattern vermeiden: Approximation der Arbeitsmenge

Grundlage sind Referenzbit, Seitenalter und periodische Unterbrechungen

- bei jedem Tick werden die Referenzbits eingelagerter Seiten geprüft:
 - 1 → Referenzbit und Alter auf 0 setzen
 - 0 → Alter der Seite um 1 erhöhen (ähnlich zu S. 14)
- Alterswerte von Arbeitsmengenseiten sind kleiner als die Fensterbreite

Lösungsansätze unterscheiden **lokale (a)** und **globale (b) Arbeitsmenge**:

(a) nur Seiten des laufenden Prozesses altern

- Problem: gemeinsam genutzte Seiten (z.B. *shared libraries*)

(b) Seiten aller „aktiven Adressräume“ altern

- Problem: vergleichsweise (sehr) hoher Systemaufwand

Umlagerung bzw. Vorausladen ganzer Arbeitsmengen praktizieren

- **Mindestmenge von Seitenrahmen** laufbereiter Prozesse vorhalten
- Prozesse mit unvollständigen Arbeitsmengen stoppen/suspendieren

Gliederung

1 Überblick

2 Ladestrategie

- Überblick
- Seitenumlagerung

3 Ersetzungsstrategie

- Überblick
- Verfahrensweisen
- Approximation
- Seitenanforderung
- Arbeitsmenge

4 Zusammenfassung

Resümee

- die **Ladestrategie** sorgt für die Einlagerung von Seiten (Segmenten)
 - auf Anforderung oder im Voraus
- eingelagerte Seiten unterliegen der **Ersetzungsstrategie**
 - Ersetzungsverfahren: OPT, FIFO, LFU, MFU, LRU (*clock*)
 - alternativer Ansatz ist der Freiseitenpuffer
 - Verdrängung arbeitet adressraumlokal oder systemglobal
- **Arbeitsmengen** auseinanderreißen kann zum **Seitenflattern** führen
 - $W(t, r)$ umfasst die aktiven Seiten im Fenster der Breite r zur Zeit t
 - beschreibt damit die zur Zeit t gegebene **Lokalität** eines Prozesses
 - Approximation der Arbeitsmenge mittels Referenzbits und Seitenalter
 - die Berechnung erfolgt auf Basis periodischer Unterbrechungen
- **Umlagerung** bzw. **Vorausladen** immer kompletter Arbeitsmengen
 - Prozesse mit unvollständigen Arbeitsmengen werden ausgesetzt
 - sie unterliegen der langfristigen Einplanung (engl. *long-term scheduling*)

Literaturverzeichnis

[1] DENNING, P. J.:

Thrashing: Its Causes and Prevention.

In: *AFIPS Conference Proceedings of the 1968 Fall Joint Computer Conference (AFIPS '68)*, December 9–11, 1968, San Francisco, CA, USA Bd. 33, ACM, 1968 (Part I), S. 915–922

[2] DENNING, P. J.:

The Working Set Model for Program Behavior.

In: *Communications of the ACM* 11 (1968), Mai, Nr. 5, S. 323–333

[3] DENNING, P. J.:

Virtual Memory.

In: *Computing Surveys* 2 (1970), Sept., Nr. 3, S. 153–189

[4] DENNING, P. J.:

Working Sets Past and Present.

In: *IEEE Transactions on Software Engineering* SE-6 (1980), Jan., Nr. 1, S. 64–84