

# Überblick

## Arbeitsspeicher

- Speicherzuteilung
- Platzierungsstrategie
- Ladestrategie
- Ersetzungsstrategie
- Zusammenfassung

## Verwaltung des Arbeitsspeichers: **Fragmente**

Fest abgesteckte oder ausdehn-/zusammenziehbare Gebiete für jedes Programm

- statisch** allen Programmen inkl. dem Betriebssystem sind Arbeitsspeicher**gebiete** maximaler, fester Größe zugewiesen
- innerhalb der Gebiete ist Speicher dynamisch zuteilbar
  - Gefahr von Leistungsbegrenzung/-verluste, z.B.:
    - Brache eines Gebiets ist in anderen Gebieten nicht nutzbar
    - kleine E/A-Bandbreite mangels Puffer im Gebiet des BS
    - erhöhte Wartezeit von Prozessen wegen zu kleinen Puffern

- dynamisch** das Betriebssystem ermittelt freie Arbeitsspeicher**fragmente** angeforderter Größe und teilt diese den Programmen zu
- Zusammenspiel Laufzeit- und Betriebssystem (S. 7-21)
    - d.h., von `malloc(3)` und z.B. `brk(2)`

☞ die Zuteilungseinheiten können in beiden Fällen gleich ausgelegt sein

## Zuteilungseinheiten und Verschnitt

Vielfaches von Bytes oder Seitenrahmen

Aufbau und Struktur der jeweils zugeteilten **Arbeitsspeicherfragmente** unterscheidet sich je nach Adressraumausprägung (S. 13-8)

**Seitennummerierung** Fragment  $\mapsto$  Vielfaches von Seitenrahmen

- ggf. wird mehr Speicher als benötigt zugeteilt
- **interne Fragmentierung** des Seitenrahmens

**Segmentierung** Fragment  $\mapsto$  Vielfaches von Bytes (Segment)

- ggf. ist ein passendes Stück nicht verfügbar
- **externe Fragmentierung** des Arbeitsspeichers

**Verschnitt** (als Folge in/externer Fragmentierung) zu **optimieren**, ist eine der zentralen Aufgaben der Speicherverwaltung

**anfallender Rest** bei der Speicherzuteilung allgemein

- „Abfall“ im Falle interner Fragmentierung
- „Hohlräume“ im Falle externer Fragmentierung

## Politiken bei der Speicherzuteilung

Wohin, wann und welches Opfer...

**Platzierungsstrategie** (engl. *placement policy*) obligatorisch

- **wohin** ist ein Fragment abzulegen?
- wo der Verschnitt am kleinsten/größten ist
- egal, weil Verschnitt zweitrangig ist

**Ladestrategie** (engl. *fetch policy*) optional: dyn. Binden, VM

- **wann** ist ein Fragment zu laden?
- auf Anforderung oder im Voraus

**Ersetzungsstrategie** (engl. *replacement policy*) optional: VM

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

## Freispeicherorganisation

Verwaltung der „Hohlräume“ im Arbeitsspeicher

**Bitkarte** (engl. *bit map*) von Fragmenten fester Größe

- ▶ eignet sich für Seitennummernierte Adressräume
- ▶ grobkörnige Vergabe auf Seitenrahmenbasis
- ▶ alle freien Fragmente sind gleich gut



**verkettete Liste** (engl. *free list*) von Fragmenten variabler Größe

- ▶ ist typisch für segmentierte Adressräume
- ▶ feinkörnige Vergabe auf Segmentbasis
- ▶ nicht alle freien Fragmente sind gleich gut



Freispeicher erscheint als „Hohlräume“ (auch „Löcher“ genannt) im RAM, die mit Programmtext/-daten auffüllbar sind

- ▶ als Bitkarte/verk. Liste implementierte **Löcherliste** (engl. *hole list*)

## Freispeicher(bit)karte

Erfassung freien Speichers fester Größe

Fragmenten des Arbeitsspeichers ist (mind.) ein **Zustand** zugeordnet, der durch einen Bitwert repräsentiert wird: **0** ↪ **belegt**, **1** ↪ **frei**

- ▶ Suche, Belegung und Freigabe ↪ Operationen zur Bitverarbeitung

Anforderungen von  $K$  Bytes zu erfüllen bedeutet,  $M$  **Zuteilungseinheiten** in der Bitkarte zu suchen, deren Zustand „frei“ anzeigt:

$$M = \frac{K + \text{sizeof}(\text{unit}) - 1}{\text{sizeof}(\text{unit})}$$

- ▶ mit **unit** definiert als  $\text{char}[N]$ , d.h. allgemein ein Bytefeld darstellend
  - ▶  $N = 1$  im Falle segmentierter Adressräume
  - ▶  $N = \text{sizeof}(\text{page})$  im Falle Seitennummernierter Adressräume

☞ **Abfall**  $M * \text{sizeof}(\text{unit}) - K$  ist nur möglich für  $\text{sizeof}(\text{unit}) > 1$

## Freispeicher(bit)karte (Forts.)

Umfang hängt ab von der Größe der Zuteilungseinheiten

Erfassung freier Fragmente beansprucht mehr oder weniger viel Speicher:

- ▶ z.B. ein System mit 1 GB Hauptspeicher und 4 KB Seitengröße
- ▶ die dazu passende Bitkarte hat eine Größe von 32 KB:

$$\begin{aligned} \text{sizeof}(\text{bit map}) &= 1 \text{ GB} \div 4 \text{ KB} \div 8 \text{ Bits} \\ &= 2^{30} \div 2^{12} \div 2^3 = 2^{15} \text{ Bytes} \end{aligned}$$

- ▶ der Bitkartenumfang variiert mit der Seiten(rahmen)größe
  - ▶ gleich gr. Speicher ↪ ungleich gr. Gemeinkosten (engl. *overhead*)
- ▶ die MMU unterstützt ggf. eine Abstimmung (engl. *tuning*)
  - ▶ durch einstell- bzw. programmierbare Seiten(rahmen)größen
- ☞ je feinkörniger die Speicherzuteilung, desto größer die Bitkarte

## Freispeicherliste

Erfassung freien Speichers variabler Größe

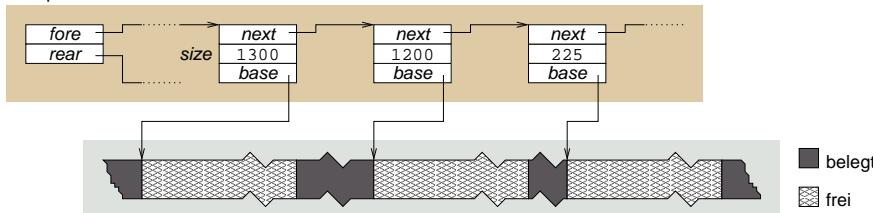
**Löcherliste** (engl. *hole list*) führt Buch über freie Speicherbereiche

- ▶ ein Listenelement hält **Anfangsadresse** und **Länge** eines Bereichs
  - ▶ d.h., es erfasst genau ein freies Fragment
- ▶ für die Liste ergeben sich zwei grundsätzliche Repräsentationsformen:
  1. Liste und Löcher sind voneinander getrennt
    - ▶ die Listenelemente sind Löcherdeskriptoren, sie belegen Betriebsmittel
    - ▶ Löcher haben eine beliebige Größe  $N$ ,  $N > 0$
  2. Liste und Löcher sind miteinander vereint
    - ▶ die Listenelemente sind die Löcher, sie belegen keine Betriebsmittel
    - ▶ Löcher haben eine Mindestgröße  $N$ ,  $N \geq \text{sizeof}(\text{list element})$
- ▶ **strategische Überlegungen** bestimmen die Art der Listenverwaltung

## Freispeicherliste (Forts.)

Listenelemente als Löcherdeskriptoren

Freispeicherliste

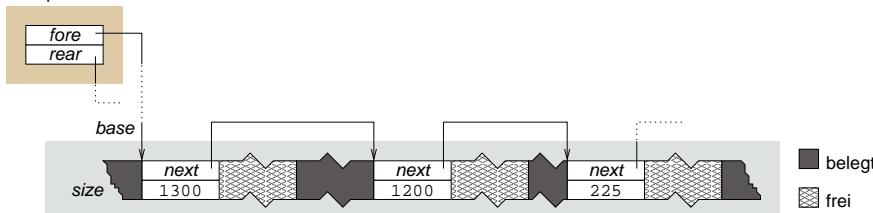


- die Liste und der Listenkopf liegen im Betriebssystemadressraum
  - fore, rear und next sind logische/virtuelle Adressen
  - size ist die Größe des Lochs, Vielfaches von `sizeof(unit)` (S. 14-6)
  - base ist die physikalische Adresse des freien Fragments
- Listenmanipulationen laufen innerhalb eines log./virt. Adressraums ab

## Freispeicherliste (Forts.)

Listenelemente als Löcher

Freispeicherliste



- nur der Listenkopf liegt im Betriebssystemadressraum
  - fore, rear, next und base sind physikalische Adressen
  - size ist die Größe des Lochs, Vielfaches von `sizeof(unit)` (S. 14-6)
- Listenmanipulationen müssen ggf. Adressraumgrenzen überschreiten
  - die Listenoperationen laufen im Betriebssystemadressraum ab
  - der Betriebssystemadressraum ist ein logischer/virtueller Adressraum
  - die Liste ist im physikalischen Adressraum  $\leadsto$  Adressraumumschaltung

## Zuteilungsverfahren

Löcher der Größe nach sortieren

*best-fit* verwaltet Löcher nach aufsteigenden Größen

- Ziel ist es, den **Verschnitt** zu **minimieren**
  - d.h., das kleinste passende Loch zu suchen
- erzeugt kl. Löcher am Anfang, erhält gr. Löcher am Ende
  - hinterlässt eher kleine Löcher, bei steigendem Suchaufwand

*worst-fit* verwaltet Löcher nach absteigenden Größen

- Ziel ist es, den **Suchaufwand** zu **minimieren**
  - ist das erste Loch zu klein, sind es alle anderen auch
- zerstört gr. Löcher am Anfang, erzeugt kl. Löcher am Ende
  - hinterlässt eher große Löcher, bei konstantem Suchaufwand

Ist die angeforderte Größe kleiner als das gefundene Loch, fällt Verschnitt an, der als verbleibendes Loch in die Liste neu eingesortiert werden muss:

- d.h., die Freispeicherliste ist ggf. zweimal zu durchlaufen

## Zuteilungsverfahren (Forts.)

Löcher der Größe (2er-Potenz) nach sortieren

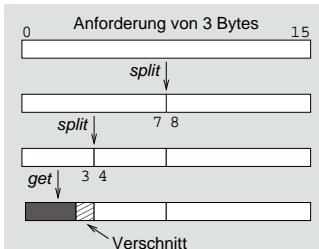
*buddy* (Kamerad, Kumpel) verwaltet Löcher nach aufsteigenden Größen

- das kleinste passende Loch *buddy*; der Größe  $2^i$  suchen
  - $i$  ist Index in eine Tabelle von Adressen auf Löcher der Größe  $2^i$
- buddy*; entsteht durch (sukzessive) Spaltung von *buddy*;  $j > i$ :
  - $2^n = 2 \times 2^{n-1}$
  - zwei gleichgroße Blöcke, die *Buddy* des jeweils anderen sind
- der ggf. anfallende Verschnitt kann beträchtlich sein
  - schlimmstenfalls  $2^i - 1$  bei  $2^i + 1$  angeforderten Einheiten
- ein Kompromiss zwischen *best-fit* und *worst-fit*
  - vergleichsweise geringer Such- und Aufsplittungsaufwand
  - passt gut zum Laufzeitsystem, das in 2er-Potenzen anfordert

Jeder Rest ist als Summe freier *Buddies* darstellbar, wie auch jede Dezimalzahl als Summe von 2er-Potenzen.

## Zuteilungsverfahren (Forts.)

Sukzessive Aufsplittung bei *Buddy*



1. Block  $2^4$  teilen:  $3 < 2^4/2$
2. Block  $2^3$  teilen:  $3 < 2^3/2$
3. Block  $2^2$  vergeben:  $3 \geq 2^2/2$   
► Verschnitt von  $2^2 - 3 = 1$  Byte

Ob der Verschnitt als interne Fragmentierung zu verbuchen ist, hängt von der MMU ab.

### Verschmelzung bei Speicherfreigabe wird zum „Kinderspiel“...

- zwei freie Blöcke können verschmolzen werden, wenn sie *Buddies* sind
  - die Adressen von *buddies* unterscheiden sich nur in einer Bitposition
- zwei Blöcke der Größe  $2^i$  sind genau dann *Buddies*, wenn sich ihre Adressen in Bitposition  $i$  unterscheiden

## Zuteilungsverfahren (Forts.)

Löcher der Adresse nach sortieren

*first-fit* verwaltet Löcher nach aufsteigenden Adressen

- Ziel ist es, den **Verwaltungsaufwand** zu **minimieren**
  - invariante Adressen sind das Sortierkriterium
  - die Liste ist bei anfallendem Rest nicht umzusortieren
  - erzeugt kl. Löcher vorne, erhält gr. Löcher am Ende
  - hinterlässt eher kl. Löcher, bei steigendem Suchaufwand

*next-fit* reihum (engl. *round-robin*) Variante von *first-fit*

- Ziel ist es, den **Suchaufwand** zu **minimieren**
  - Suche beginnt immer beim zuletzt zugeteiltem Loch
  - nähert sich einer Verteilung von „gleichgroßen Löchern“ an
  - als Folge nimmt der Suchaufwand ab

Ist die angeforderte Größe kleiner als das gefundene Loch, fällt Verschnitt an, der jedoch nicht als Restloch in die Liste eingesortiert werden muss:

- d.h., die Freispeicherliste ist nur einmal zu durchlaufen

## Verschmelzung

Vereinigung eines Lochs mit angrenzenden Löchern

Verschmelzung von Löchern produziert ein großes Loch, die Maßnahme...

- beschleunigt die Speicherzuteilung, **verringert externe Fragmentierung**
- erfolgt bei Speicherfreigabe oder scheiternder Speichervergabe

**Löchervereinigung** sieht sich mit vier Situationen konfrontiert, je nach dem, welche relative Lage ein Loch im Arbeitsspeicher hat:

1. zw. zwei zugeteilten Bereichen
  2. direkt nach einem Loch
  3. direkt vor einem Loch
  4. zwischen zwei Löchern
- keine Vereinigung möglich
  - Vereinigung mit Vorgänger
  - Vereinigung mit Nachfolger
  - Kombination von 2. und 3.
- ☞ der Aufwand variiert z.T. sehr stark mit dem Zuteilungsverfahren

## Zuteilungsverfahren (Forts.)

Löcher der Adresse nach sortieren

## Verschmelzung vs. Zuteilungsverfahren

Aufwand ist klein bei *buddy*, mittel bei *first/next-fit*, groß bei *best/worst-fit*

*buddy* anhand eines Bits der Adresse des zu verschmelzenden Lochs lässt sich leicht feststellen, ob sein *Buddy* bereits als Loch in der Tabelle verzeichnet ist

*first/next-fit* beim Durchlaufen der Freispeicherliste (bei Freigabe) wird jeder Eintrag daraufhin überprüft, ob...

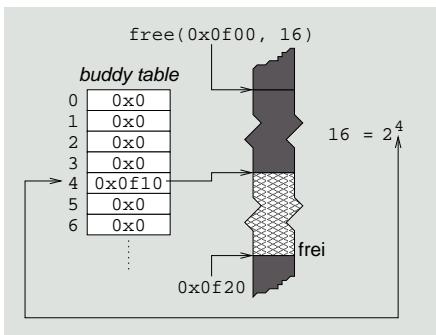
- Adresse plus Größe eines Eintrags gleich der Adresse des zu verschmelzenden Lochs ist  $\rightarrow 2$
- Adresse plus Größe eines zu verschmelzenden Lochs der Adresse eines Eintrags entspricht  $\rightarrow 3$

*best/worst-fit* ähnlich wie bei *first/next-fit*, jedoch kann im Gegensatz dazu nicht davon ausgegangen werden, dass bei einem angrenzenden Loch das Vorgänger- bzw. Nachfolgerelement in der Liste das ggf. andere angrenzende Loch sein muss

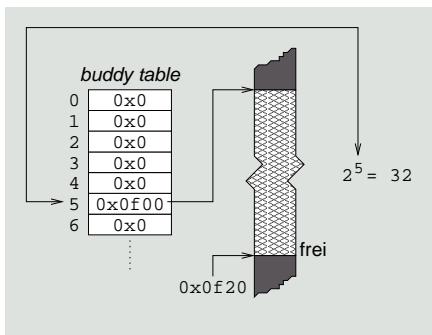
- es muss weitergesucht werden...

## Verschmelzung — *buddy*

Zwei Blöcke  $2^i$  sind *Buddies*, wenn sich ihre Adressen in Bitposition  $i$  unterscheiden



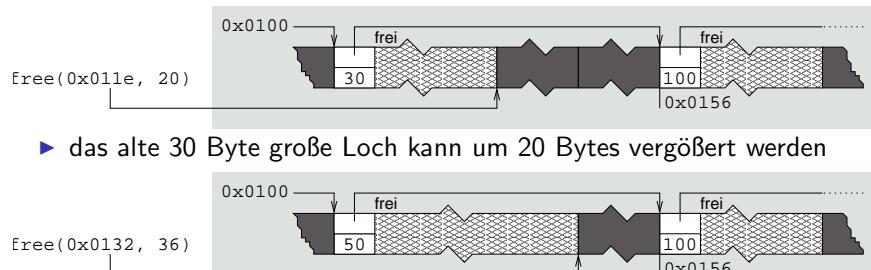
$0f00_{16} = 0000\ 1111\ 0000\ 0000_2$   
 $0f10_{16} = 0000\ 1111\ 0001\ 0000_2$   
 $16_{10} = 0000\ 0000\ 0001\ 0000_2$



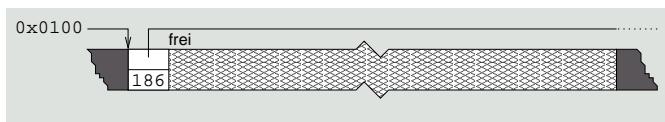
$0f00_{16} = 0000\ 1111\ 0000\ 0000_2$   
 $0f20_{16} = 0000\ 1111\ 0010\ 0000_2$   
 $32_{10} = 0000\ 0000\ 0010\ 0000_2$

## Verschmelzung — *first/next-fit*

Freizugebender Block ist Nachfolger und/oder Vorgänger



1. das alte 50 Byte große Loch kann um 36 Bytes vergrößert werden
2. das neue 86 Byte große Loch kann um 100 Bytes vergrößert werden



## Fragmentierung

Abfall eines zugeteilten Bereichs oder Hohlräume im Arbeitsspeicher

(lat.) **Bruchstückbildung**; Zerstückelung des Speichers in immer kleinere, verstreut vorliegende Bruchstücke

**intern** bei seitennummerierten Adressräumen  $\leadsto$  **Verschwendungen**

- Speicher wird in Einheiten gleicher, fester Größe vergeben
  - eine angeforderte Größe muss kein Seitenvielfaches sein
  - am Seiten(rahmen)ende kann ein Bruchstück entstehen
- der „lokale Verschnitt“ ist nutzbar, dürfte aber nicht sein

**extern** bei segmentierten Adressräumen  $\leadsto$  **Verlust**

- Speicher wird in Einheiten variabler Größe vergeben
  - eine linear zusammenhängende Bytefolge passender Länge
  - anhaltender Betrieb produziert viele kleine Bruchstücke
- der „globale Verschnitt“ ist ggf. nicht mehr zuteilbar
  - **Kompaktifizierung** des Arbeitsspeichers schafft ggf. Abhilfe

## Kompaktifizierung

Auflösung externer Fragmentierung durch Vereinigung des globalen Verschnitts

Segmente von (Bytes oder Seitenrahmen) werden so verschoben, dass am Ende ein einziges großes Loch vorhanden ist

- alle in der Freispeicherliste erfassten Löcher werden sukzessive verschmolzen, so dass schließlich nur noch ein Loch übrigbleibt
- durch **Umlagerung** (engl. *swapping*) kompletter Segmente bzw. Adressräume wird der Kopiervorgang „erleichtert“

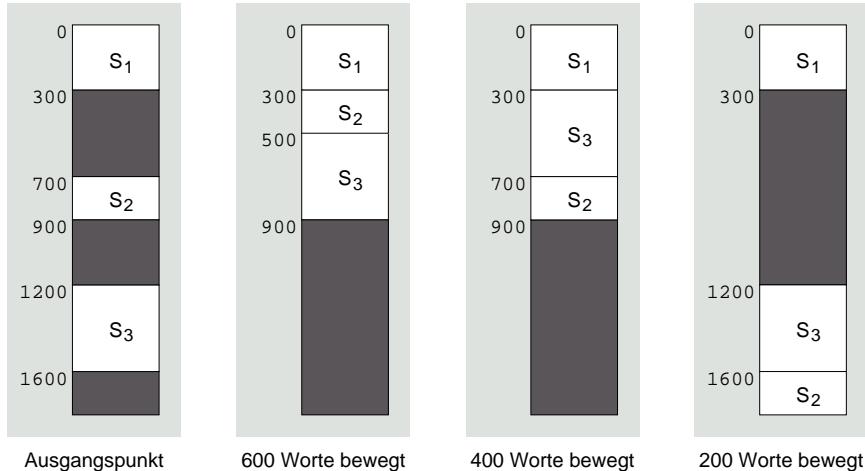
**Relokation** der verschobenen Segmente/Seiten(rahmen) ist erforderlich

- das Betriebssystem implementiert logische/virtuelle Adressräume oder
- der Übersetzer generiert positionsunabhängigen Programmtext

☞ je nach Fragmentierungsgrad ein komplexes **Optimierungsproblem**...

## Kompaktifzierung (Forts.)

Loslegen und Aufwand riskieren oder vorher nachdenken und Aufwand einsparen...



## Einlagerung von Seiten/Segmenten

Spontanität oder vorauselender Gehorsam

Einzelanforderung „on demand“ → *present bit* (S. 13-16)

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

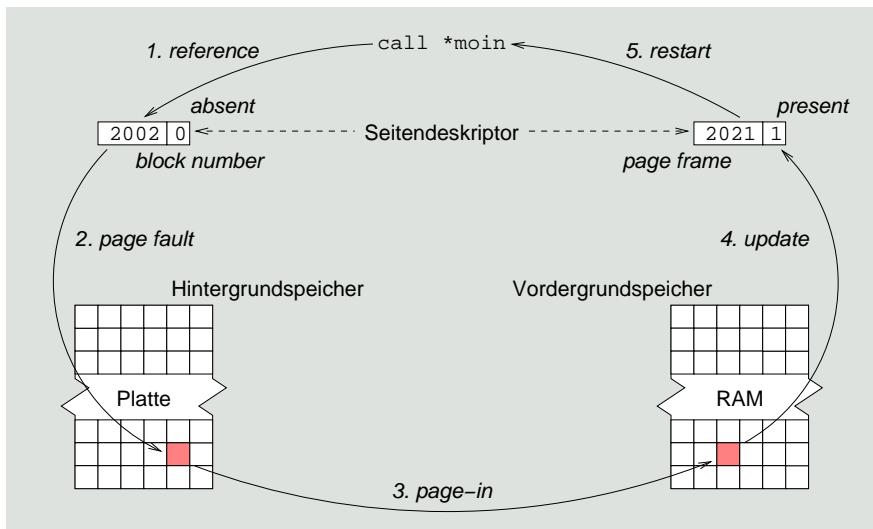
Vorausladen „anticipatory“

- ▶ **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 (S. 13-18)

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

## Einzelanforderung

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



## Vorausladen im Zuge einer Einzelanforderung

Vorbeugung ggf. nachfolgender Seitenfehler

**call \*moin** (S. 13-18)

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

## Verdrängung eingelagerter Fragmente

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

Konsequenz zur **Durchsetzung der Ladestegie** bei Arbeitsspeichermangel

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

**OPT** (optimales Verfahren) Verdrängung der Seite, die 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

☞ Seitenfehlerwahrscheinlichkeit senken und Seitenfehlerrate verringern

## Ersetzungsverfahren

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

☞ die zu ersetzenen/verdrängenden Fragmente sind vorzugsweise **Seiten**

## 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 kleine Zählerwerte

## Zeitverfahren

Auswahlkriterium ist die Zeitspanne zurückliegender Seitenreferenzen

**LRU<sub>time</sub>** 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<sub>stack</sub>** 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<sub>ref</sub>** führt Buch über alle zurückliegenden Seitenreferenzen

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

- ▶ entspricht OPT, wenn allerdings die Vergangenheit betrachtet wird

- ▶ gute Approximation von OPT, bei sehr aufwändiger Implementierung

## Approximation von LRU

Änderung von Seiten (engl. *page aging*) verfolgen

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

- 0  $\mapsto$  kein Zugriff
- 1  $\mapsto$  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 ( $\rightarrow$  NT)

## Approximation von LRU (Forts.)

Schieberegistertechnik zur 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 Seitendeskriptoren 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
:	:

Den Inhalt des 8-Bit Schieberegisters (*age*) als ganze Zahl interpretiert liefert ein Maß für die Aktivität einer Seite:  
mit abnehmendem Betrag (sinkender Aktivität) steigt die Ersetzungspriorität.

☞ Aufwand steigt mit der Adressraumgröße des unterbrochenen Prozesses

## Approximation von LRU (Forts.)

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 Seitendeskriptoren des (unterbrochenen) laufenden Prozesses untersucht

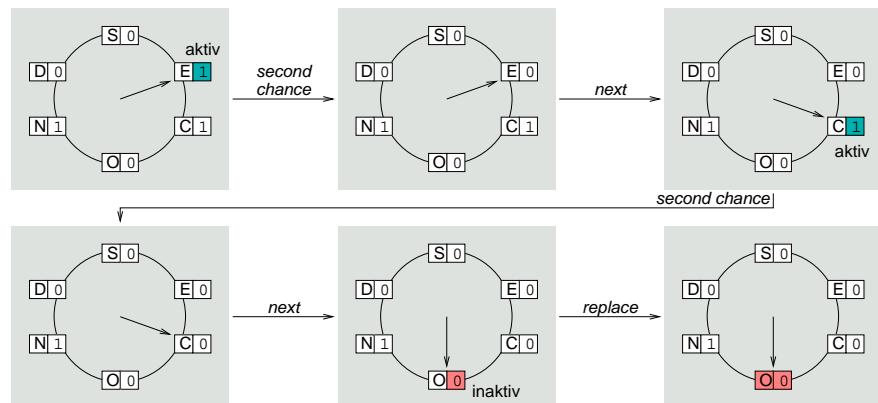
Referenzbit	Aktion	Bedeutung
1	Referenzbit auf 0 setzen	Seite erhält zweite Chance
0	—	Seite ist Ersetzungskandidat

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

☞ unterscheidet nicht zwischen lesende und schreibende Seitenzugriffe

## Approximation von LRU (Forts.)

*Clock Policy*



## Approximation von LRU (Forts.)

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 Seitendeskriptor enthalten
  - ▶ wird bei Schreibzugriffen auf 1 gesetzt, bleibt sonst unverändert
- ▶ zusammen mit dem Referenzbit ergeben 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 (→ MacOS)

## 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 (→ Solaris, Linux)

☞ vergleichsweise effizient: die Ersetzungszeit entspricht der Ladezeit

## Seitenanforderung

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 (S. 13-18)
- ▶ 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

## Einzugsbereiche

Wirkungskreis der Seitenüberlagerung

**lokal** nur Seitenrahmen des von der Seitenersetzung betroffenen Prozessadressraums nutzen (→ NT)

- ▶ die Seitenfehlerrate ist von einem Prozess selbst kontrollierbar
  - ▶ Prozesse verdrängen niemals Seiten anderer Adressräume
  - ▶ fördert ein deterministisches Laufzeitverhalten von Prozessen
- ▶ **statische Zuordnung** von Seitenrahmen zum Prozessadressraum

**global** alle verfügbaren Seitenrahmen heranziehen; **dynamische Zuordnung**

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

- ▶ Kombination beider Ansätze ist 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

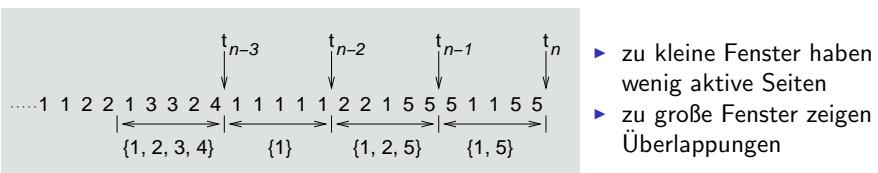
- ▶ eben erst ausgelagerte Seiten werden sofort wieder eingelagert
    - ▶ Prozesse verbringen mehr Zeit beim „*paging*“ als beim Rechnen
    - ▶ das Problem ist immer in Relation zu der Zeit zu setzen, die Prozesse mit sinnvoller Arbeit verbringen
  - ▶ ein mögliches Phänomen der globalen Seitenersetzung
    - ▶ 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 ...
- ☞ Umlagerung (*Swapping*) von Adressräumen bzw. **Arbeitsmengen**

## Seitenflattern vermeiden

Heuristik über zukünftig erwartete Seitenzugriffe erstellen

**Arbeitsmenge** (engl. *working set*) die Menge der Seiten, die ein Prozess lokal/das System global in naher Zukunft aktiv in Benutzung haben wird

- ▶ Berechnung der Arbeitsmenge ist nur näherungsweise möglich:
  - ▶ Ausgangspunkt ist die **Seitenreferenzfolge** der jüngeren Vergangenheit
  - ▶ regelmäßig wird ein Fenster (*working set window*) darauf geöffnet



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

## Seitenflattern vermeiden (Forts.)

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
  - ▶ Alterswerte von Arbeitsmengenseiten sind kleiner als die Fensterbreite
- ▶ nur Seiten des laufenden Prozesses altern  $\models$  **lokale Arbeitsmenge**
  - ▶ Problem: gemeinsam genutzte Seiten (z.B. *shared libraries*)
- ▶ Seiten aller „aktiven Adressräume“ altern  $\models$  **globale Arbeitsmenge**
  - ▶ Problem: vergleichsweise (sehr) hoher Systemaufwand

Umlagerung bzw. **Vorausladen** kompletter Arbeitsmengen praktizieren:

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

## Speicherverwaltung

Buchführung über freie/belegte Arbeitsspeicherfragmente

- ▶ Programme erhalten Arbeitsspeicher statisch/dynamisch zugeteilt
  - ▶ Zuteilungseinheiten sind Segmente oder Seitenrahmen
- ▶ Zuteilung von Arbeitsspeicher ist Aufgabe der **Platzierungsstrategie**
  - ▶ die Erfassung freier Fragmente hängt u.a. ab vom Adressraummodell
    - ▶ Seitenrahmen  $\leadsto$  Bitkarte, Segmente  $\leadsto$  Löcherliste
  - ▶ Zuteilungsverfahren: *best/worst-fit*, *buddy*, *first/next-fit*
  - ▶ Verschmelzung/Kompaktifizierung wirkt ext. Fragmentierung entgegen
- ▶ 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 auseinanderreihen kann zum Seitenflattern führen