# Systemprogrammierung

Speicherverwaltung: Zuteilungsverfahren

Wolfgang Schröder-Preikschat

Lehrstuhl Informatik 4

27. Januar 2011





## Gliederung







## 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?

### Speichervirtualisierung

**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

# Verwaltung der „Hohlräume“ im Arbeitsspeicher

Bitkarte (engl. *bit map*) von Fragmenten fester Größe
- eignet sich für seitennummerierte 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: $0 \mapsto$ belegt, $1 \mapsto$ frei
- Suche, Belegung und Freigabe $\rightsquigarrow$ Operationen zur Bitverarbeitung

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

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

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

- **Abfall** $M * sizeof(unit) - K$ ist nur möglich für $sizeof(unit) > 1$





# Freispeicher(bit)karte: Gemeinkosten

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:

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

- der Bitkartenumfang variiert mit der Seiten(rahmen)größe
  - gleich gr. Speicher $\rightsquigarrow$ ungleich gr. indirekte Speicherkosten
- die MMU erlaubt ggf. eine Feinabstimmung (engl. *tuning*)
  - durch einstell- bzw. programmierbare Seiten(rahmen)größen

- je feinkörniger die Speicherzuteilung, desto größer die Bitkarte



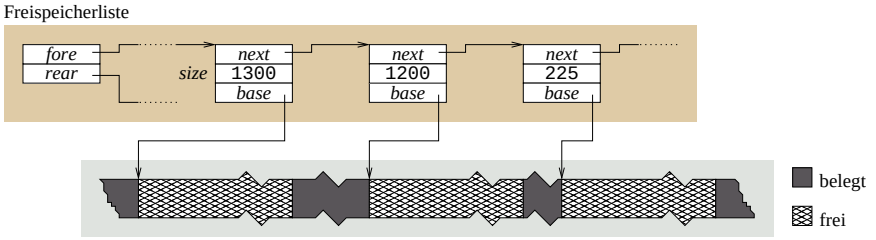


# Freispeicherliste

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 grundlegende Repräsentationen**:
  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 mitneinander vereint
     - die Listenelemente sind die Löcher, sie belegen keine Betriebsmittel
     - Löcher haben eine Mindestgröße $N$, $N \geq sizeof(list\ element)$
- **strategische Überlegungen** bestimmen die Art der Listenverwaltung

# Freispeicherliste: Listenelemente als Löcherdeskriptoren



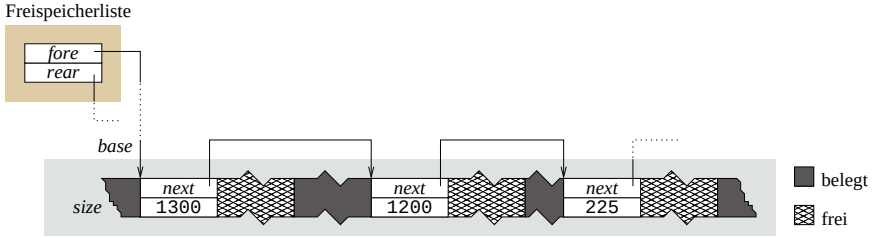

- die Liste und der Listenkopf liegen im Betriebssystemadressraum
  - *fore*, *rear* und *next* sind logische/virtuelle Adressen
  - *size* ist die Größe des Lochs, Vielfaches von *sizeof*(*unit*) (S. 6)
  - *base* ist die physikalische Adresse des freien Fragments

- Listenmanipulationen erfolgen innerhalb eines log./virt. Adressraums





# Freispeicherliste: Listenelemente als Löcher




- 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. 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 $\rightsquigarrow$ Adressraumumschaltung





# 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, macht 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 einsortiert werden muss:
- d.h., **die Freispeicherliste ist ggf. zweimal zu durchlaufen**



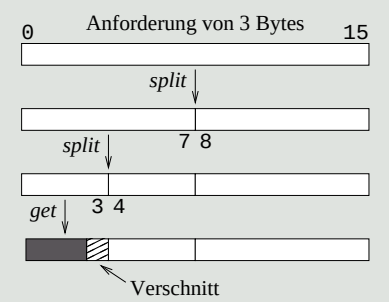


# Löcher der Größe nach sortieren: Größe = 2er-Potenz

*buddy* (Kamerad, Kumpel) verwaltet Löcher nach aufsteigenden Größen
- das kleinste passende Loch $buddy_i$ der Größe $2^i$ suchen
  - $i$, Index in eine Tabelle von Adressen auf Löcher der Größe $2^i$
- $buddy_i$ entsteht durch sukzessive Splittung von $buddy_{j,j>i}$:
  - $2^n = 2 \times 2^{n-1}$
  - 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

## Löcher der Größe nach sortieren: *Buddy*-Verfahren




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 lassen sich verschmelzen, 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





## 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 „gleichgroßer Löcher“
  - 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 einsortiert werden muss:

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





## Gliederung







## Verschnitt durch zuviel zugeteilte/nicht nutzbare Bereiche

Abfall eines zugeteilten Bereichs oder Hohlräume im Arbeitsspeicher

**(lat.) Bruchstückbildung**

- Zerstückelung des Speichers in immer kleinere, verstreut vorliegende Bruchstücke

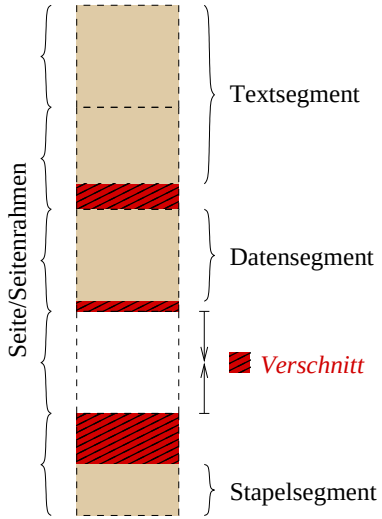
intern bei seitennummerierten Adressräumen $\rightsquigarrow$ **Verschwendung**

- 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 $\rightsquigarrow$ **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
- **Verschmelzung** und **Kompaktifizierung** schaffen Abhilfe

# Interne Fragmentierung




## Seitennummerierter Adressraum

- abzubildende Programmsegmente sind Vielfaches von Bytes
- der (log./virt.) Prozessadressraum ist aber ein Vielfaches von Seiten
- die jew. letzte Seite der Segmente ist ggf. nicht komplett belegt

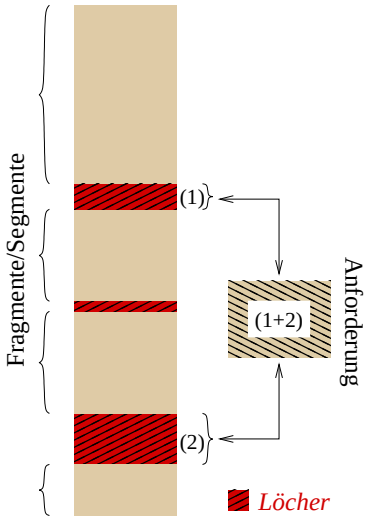
## Seitenlokaler Verschnitt

- wird vom Programm *logisch* nicht beansprucht
- ist vom Prozess *physisch* jedoch adressierbar
- da eine seitennummerierte MMU Seiten schützt, keine Segmente





# Externe Fragmentierung




## Segmentierter Adressraum

- die zu platzierenden Fragmente sind Vielfaches von Bytes
- sie werden 1:1 auf Segmente einer MMU abgebildet
- die jew. eine lineare Bytefolge im phys. Adressraum bedingen

## Globaler Verschnitt

- die Summe von Löchern ist groß genug für die Speicheranforderung
- die Löcher liegen aber verstreut im phys. Adressraum vor und
- jedes einzelne Loch ist zu klein für die Speicheranforderung





# Vereinigung eines Lochs mit angrenzenden Löchern

**Verschmelzung** von Löchern erzeugt ein großes Loch, die Maßnahme...

- beschleunigt 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





# Bezug zum 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...

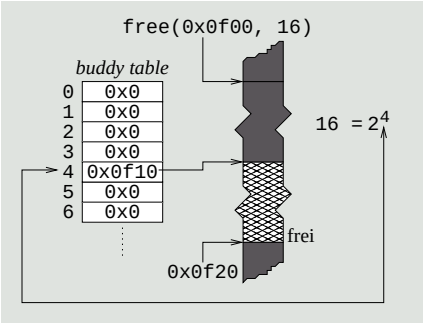
- Adresse plus Größe eines Eintrags gleich der Adresse des zu verschmelzenden Lochs ist (S. 19, 2.)
- Adresse plus Größe eines zu verschmelzenden Lochs der Adresse eines Eintrags entspricht (S. 19, 3.)

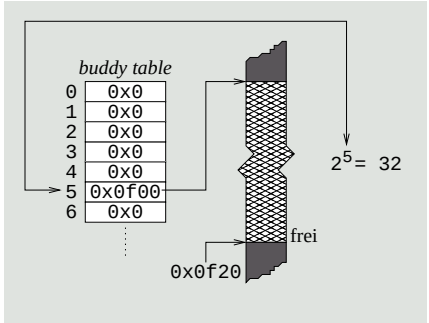
*best/worst-fit* ähnlich wie bei *first/next-fit*, jedoch kann im Gegensatz dazu nicht davon ausgegangen werden, dass bei einem angrenzenden Loch das Vorgänger-/Nachfolgerelement in der Liste das ggf. andere angrenzende Loch sein muss

- es muss weitergesucht werden

# Vereinigung von Löchern: *Buddy*-Verfahren

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




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

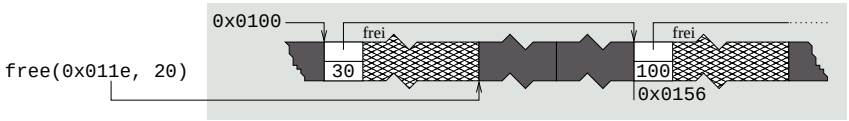
$0f00_{16} = 0000\,1111\,0000\,0000_2$
$0f20_{16} = 0000\,1111\,0010\,0000_2$
$32_{10} = 0000\,0000\,0010\,0000_2$



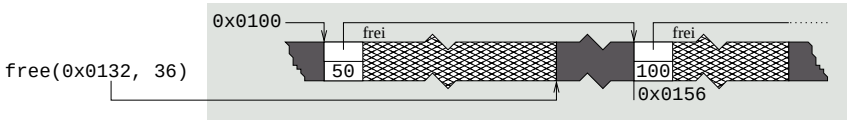


# Vereinigung von Löchern: *first/next-fit*-Verfahren

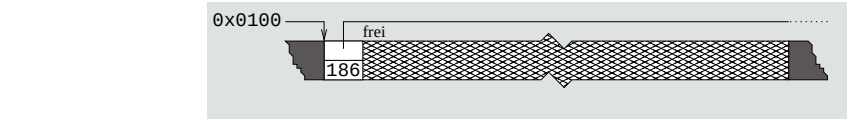
Freizugebender Block ist Nachfolger und/oder Vorgänger




1. das alte 30 Bytes große Loch kann um 20 Bytes vergößert werden




2. das alte 50 Bytes große Loch kann um 36 Bytes vergößert werden
3. das neue 86 Bytes große Loch kann um 100 Bytes vergößert werden








# Auflösung externer Fragmentierung

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

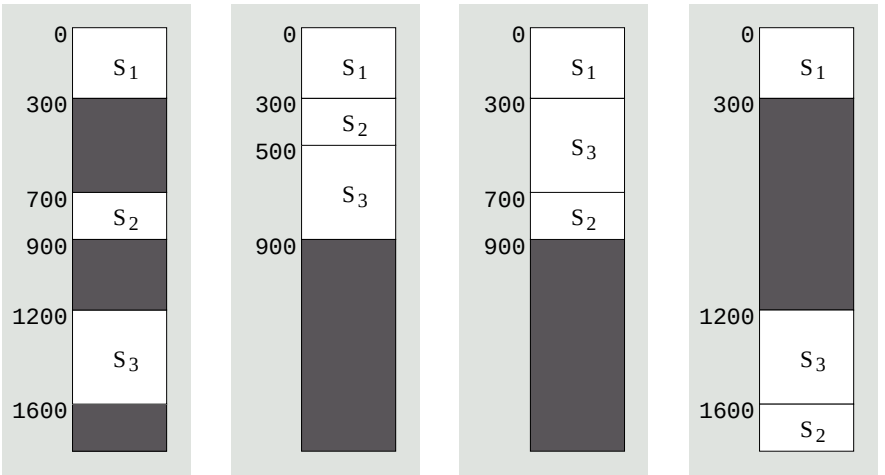
- je nach Fragmentierungsgrad ein komplexes **Optimierungsproblem**





# Auflösung externer Fragmentierung: Optionen

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



# Gliederung







# Resümee

- Zuteilung von Arbeitsspeicher ist Aufgabe der **Platzierungsstrategie**
  - die Erfassung freier Bereiche hängt u.a. ab vom Adressraummodell
    - (a) Seiten bzw. Seitenrahmen $\leadsto$ Bitkarte
    - (b) Segmente $\leadsto$ Löcherliste
  - Folge davon ist **interne** (a) oder **externe** (b) **Fragmentierung**
    - Speicherverschnitt durch zuviel zugeteilte bzw. nicht nutzbare Bereiche
- die **Zuteilungsverfahren** verwalten Löcher nach Größe oder Adresse
  - nach abnehmender Größe *worst-fit*
  - nach ansteigender { Größe *best-fit*, *buddy*; Adresse *first-fit*, *next-fit* }
- angefallener **Speicherverschnitt** ist zu reduzieren oder aufzulösen
  - (a) Verschmelzung von Löchern verringert externe Fragmentierung
    - beschleunigt die Speicherzuteilungsverfahren und
    - lässt die Speicherzutelung im Mittel häufiger gelingen
  - (b) Kompaktifizierung der Löcher löst externe Fragmentierung auf
    - hinterlässt (im Idealfall) ein großes Loch
    - erfordert aber positionsunabhängige Programme oder log. Adressräume