# Systemprogrammierung

*Grundlagen von Betriebssystemen*

Teil C – XII.2 Speicherverwaltung: Zuteilungsverfahren

Wolfgang Schröder-Preikschat

10. Januar 2023

## Agenda





## Gliederung





## Lehrstoff

- Grundlagen der **Speicherzuteilungsstrategie** eines Betriebssystems für Mehrprogrammbetrieb thematisieren und punktuell vertiefen
  - verschiedene Formen der Organisation freien Speichers darstellen
  - Abspeicherung von Verwaltungsstrukturen beleuchten
  - Freispeicher, sog. **Löcher**, als speziell gefüllte **Hohlräume** auffassen
- klassische **Verfahrensweisen** besprechen und dadurch verschiedene Aspekte einer Zuteilungsstrategie herausarbeiten
  - Löcher nach Größe verwalten: *best-fit*, *worst-fit*, *buddy*
  - Löcher nach Adresse verwalten: *first-fit*, *next-fit*
- auf **Speicherverschnitt** eingehen, ein grundsätzliches Problem jeder Zuteilungsvariante, das ihre Effizienz bestimmt
  - intern: der, wenn er auftritt, unvermeidbar ist
  - extern: der aufwendig auflösbar ist
- **Verschmelzung** und **Kompaktifizierung** erklären, zwei Maßnahmen, um Speicherverschnitt zu minimieren oder aufzulösen

## [3, S. 15] Aufgaben der Speicherverwaltung



- zentrale Aufgabe ist es, über die **Speicherzuteilung** an einen Prozess Buch zu führen und seine Adressraumgröße dazu passend auszulegen
  Platzierungsstrategie (*placement policy*)
  - wo im Hauptspeicher ist noch Platz?
- zusätzliche Aufgabe kann die **Speichervirtualisierung** sein, um trotz knappem Hauptspeicher Mehrprogrammbetrieb zu maximieren
  Ladestrategie (*fetch policy*)
  - wann muss ein Datum im Hauptspeicher liegen?

  Ersetzungsstrategie (*replacement policy*)
  - welches Datum im Hauptspeicher ist ersetzbar?
- die zur Durchführung dieser Aufgaben typischerweise zu verfolgenden Strategien profitieren voneinander — oder bedingen einander
  - ein Datum kann ggf. erst platziert werden, wenn Platz freigemacht wurde
  - etwa indem das Datum den Inhalt eines belegten Speicherplatzes ersetzt
  - ggf. aber ist das so ersetzte Datum später erneut zu laden
  - bevor ein Datum geladen werden kann, ist Platz dafür bereitzustellen



## Gliederung





## Verwaltung der freien Speicherbereiche

*Ein freier Bereich erscheint als **Hohlraum** im Innern des Haupt- oder Arbeitsspeichers eines Rechensystems.*

- ein solcher Hohlraum wird als **Loch** (*hole*) bezeichnet, wobei mehrere davon und getrennt voneinander im realen Adressraum liegen
  - die Struktur dieser Hohlräume ist von fester oder variabler Größe
  - entsprechend motiviert sie verschiedene Darstellungen des Freispeichers

  Bitkarte
  - für Hohlräume fester Größe ⇝ *bit map*
    - eignet sich für **seitennummerierte Adressräume**
    - grobkörnige Speichervergabe auf Seitenrahmenbasis

    ↪ alle Hohlräume sind gleich gut bei der Löchersuche ☺

  Lochliste
  - für Hohlräume variabler Größe ⇝ *hole list*
    - ist typisch für **segmentierte Adressräume**
    - feinkörnige Speichervergabe auf Segmentbasis

    ↪ nicht alle Hohlräume sind gleich gut bei der Löchersuche ☹
- Anforderung an Verfahren zur Hohlraumzuteilung ist **Effizienz**, d.h., Sparsamkeit bezüglich Rechenzeit und Speicherplatz
  - in Hinsicht auf **Vergeudung** und **Zerstückelung** freien Speichers



## Bitkarte

- der Speicher ist aufgeteilt in **gleichgroße Stücken**, die jeweils Platz für $n$ Bytes bieten, mit $n$ typischerweise eine **Zweierpotenz**
  - d.h., $n$ ist Vielfaches der **Seitengröße** eines logischen Adressraums
- jedes solcher Stücke hat einen zweiwertigen logischen Zustand, der eine Aussage zur freien **Verfügbarkeit** macht

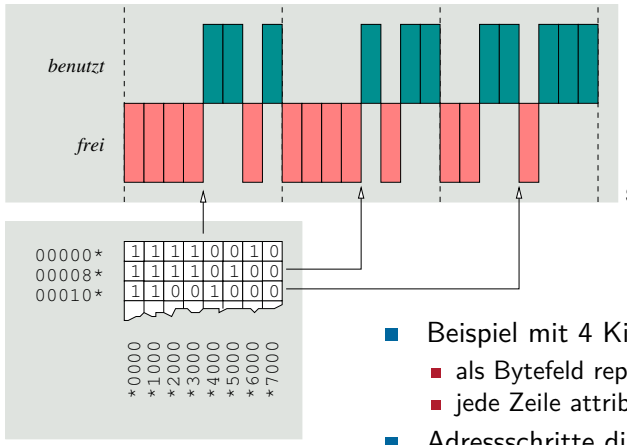
  frei
  - das Stück ist ein Hohlraum, keinem Prozess zugeordnet

  benutzt
  - das Stück ist kein Hohlraum, einem Prozess zugeordnet
  - je nach Konvention mit den Werten 1 und 0 kodiert, oder umgekehrt
- der Speicherbedarf der Karte für den gesamten Hauptspeicher eines Rechners hängt damit maßgeblich von der Stückgröße ab
  - angenommen 8 GiB Hauptspeicher und 4 KiB Stück (Seitengröße):

$$\begin{aligned} 8\,\text{GiB} &= 2097152 \text{ Seiten à } 4096 \text{ Bytes} = 2097152 \text{ Bits} \\ &= 262144 \text{ Bytes} = 256\,\text{KiB} \end{aligned}$$

  - d.h., die Unkosten zur Abspeicherung der Bitkarte betragen 0.003 %
- Aktionen zur Suche, zum Erwerben und zur Abgabe eines Hohlraums operieren auf ein byteweise gespeichertes zweidimensionales Bitfeld
  - manche Prozessoren (x86) bieten hierfür spezielle Maschinenbefehle

## Freispeicherverwaltung mit Bitkarte




- Beispiel mit 4 KiB Seitengröße:
  - als Bytefeld repräsentierte Bitkarte
  - jede Zeile attributiert 8 Seiten
- Adressschritte direkt ablesbar
  - pro Zeile 0x8000 ($8 \times 4KiB$)
  - pro Spalte 0x1000 ($4KiB$)
- in Kombination die Kacheladresse



## Lochliste

- der Speicher ist aufgeteilt in eventuell **verschiedengroße Stücke**, die jeweils Platz für mindestens $n$ Bytes bieten
  - wobei $n$ typischerweise Vielfaches der Größe von einem **Listenelement** ist
    - d.h., 4, 8 oder 16 Bytes bei einer 16-, 32- bzw. 64-Bit Maschine

```
1 typedef struct piece {
2     chain_t *next;  /* single-linked list assumed */
3     size_t size;    /* # of bytes claimed by this piece */
4 } piece_t;
```

- der Speicherbedarf einer Liste für den gesamten Hauptspeicher eines Rechners hängt damit von Anzahl und Größe der Hohlräume ab
  - gleiche Annahme wie zuvor, jedoch Seite gleich Segment und 64-Bit:

$$\begin{aligned} 8\,\text{GiB} &< \text{2097152 Listenelemente (piece\_t) à 16 Bytes} \\ &< \text{33554432 Bytes} \equiv 32\,\text{MiB} \end{aligned}$$

  - d.h., die Unkosten zur Abspeicherung der Lochliste liegen unter 0.390 %
  ↪ sie fallen an, falls Hohlräume selbst unbrauchbar zur Abspeicherung sind
- Aktionen zur Suche, zum Erwerben und zur Abgabe eines Hohlraums beziehen sich auf eine **dynamische Datenstruktur**



## Abspeicherung der Lochliste

- jedes Listenelement beschreibt ein Stück freien Speicher, d.h., einen leeren oder mit etwas angefüllten Hohlraum im Speicherinnern
  - z.B. angefüllt mit eben dem Listenelement, das den Hohlraum beschreibt
- somit ergeben sich zwei grundlegende **Speicherausprägungen** für die Lochliste, mit Konsequenzen in verschiedener Hinsicht

i die Hohlräume sind wirklich leer, adressräumlich von der Liste getrennt
  - jeder Hohlraum ist freier Speicherplatz im realen Adressraum, das durch ihn repräsentierte Loch kann beliebig klein sein: $sizeof(hole) > 0$
  - jedes Listenelement belegt Speicher im Adressraum des Betriebssystems und die Listenoperationen wirken in derselben Schutzdomäne

ii die Hohlräume sind scheinbar leer, adressräumlich mit der Liste vereint
  - jeder Hohlraum ist freier Speicher und zugleich ein Listenelement im realen Adressraum, er hat eine Mindestgröße: $sizeof(hole) \geq sizeof(piece\_t)$
  - kein Listenelement belegt Speicher im Adressraum des Betriebssystems, aber die Listenoperationen wirken in einer anderen Schutzdomäne

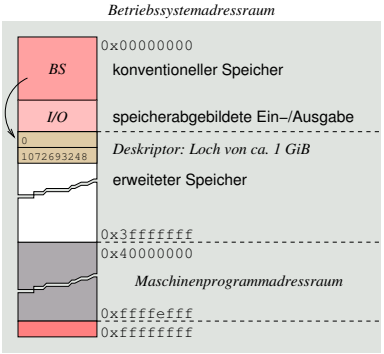
- bei spezieller Auslegung des Betriebssystemadressraums kann von den positiven Eigenschaften beider Ausprägungen profitiert werden



## Adressraumbelegungsplan Betriebssystem

32-Bit

- angenommen, der Hauptspeicher von ≈ 1 GiB liegt partitioniert im realen Adressraum wie folgt:
  - 640 KiB **konventioneller Speicher** ab Adresse 0x00000000
  - 1 GiB − 640 KiB **erweiterter Speicher** ab Adresse 0x00100000
- weiter sei angenommen, dass für das Betriebssystem eine **identische Abbildung** (*identity mapping*) von logischen zu realen Adressen gilt
  - die **Adressraumpartition** für das Betriebssystem macht die unteren 1 GiB aus (vgl. [2, S. 29–31]):
    - der konventionelle Speicher ist für das Betriebssystem bestimmt
    - der erweiterte Speicher ist für die Maschinenprogramme bestimmt
    - die **Lochliste** liegt dann ebenfalls im erweiterten Speicher
  - initial besteht die Lochliste aus nur einem Listenelement



## Identische Abbildung

*identity mapping*

*Die **Identität** von realem und logischem/virtuellem Adressraum des Betriebssystems, in dem eine logische/virtuelle Adresse identisch zu einer realen Adresse ist.*

- im gegebenen Beispiel bedeutet dies, dass die logische Adresse eines Elements der Lochliste der realen Adresse des Lochs gleicht
  - d.h., die Elemente der Lochliste liegen im Betriebssystemadressraum und
  - jedes Element füllt dabei jeweils auch einen Hohlraum im Hauptspeicher
  - ↪ die Listenoperationen wirken in der Domäne des Betriebssystems
  - ↪ zur Verwaltung freien Speichers fällt kein zusätzlicher Speicherbedarf an
- bei dieser **Hilfskonstruktion** (*workaround*) sind nicht nur Hohlräume, sondern alle Stücke dem Betriebssystem direkt zugänglich
  - Adressierungsfehler im Betriebssystem können daher leicht Stücke treffen, die Maschinenprogramme oder einige ihrer Bestandteile speichern
  - diese Stücke sind daher im Betriebssystemadressraum auszublenden
- sowohl segmentierter als auch seitennummerierter Adressraum helfen, die **Gebrauchsstücke** vor direkten Zugriffen zu schützen



## Gebrauchsstück

*functional piece*

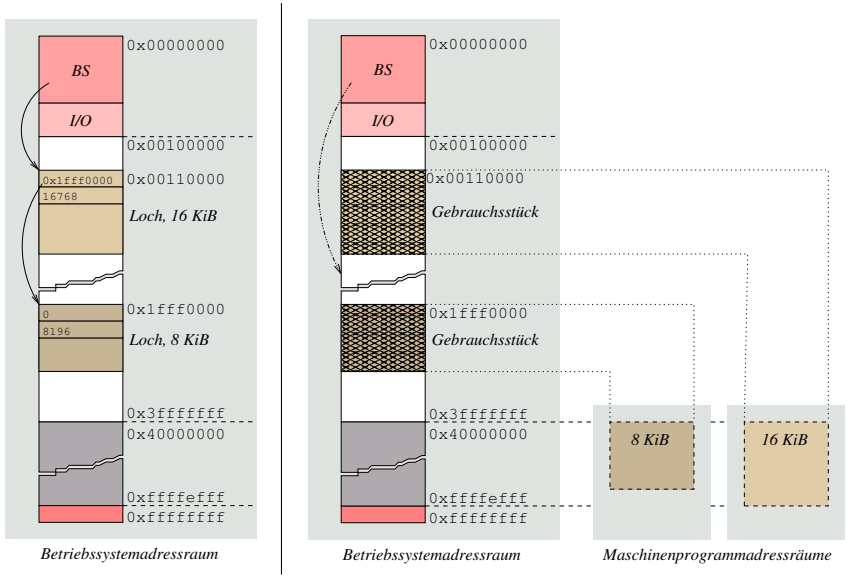
*Neben den Stücken, die Hohlräume darstellen, solche, die allgemein zur Ablage von Programmtext, -daten und Stapeln im Hauptspeicher von Prozessexemplaren in Gebrauch sind.*

- ein solches Stück bildet entweder ein **Segment** oder ein **Vielfaches von Seiten**, je nach Adressraumkonzept (vgl. [2])
  - geschützt durch einen Segmentdeskriptor bzw. $n \geq 1$ Seitendeskriptoren
  - zugeteilt dem Adressraum des Prozesses, der das Stück gebraucht
- im Moment der **Zuteilung** zum Prozessadressraum, wird es aus dem Betriebssystemadressraum ausgeblendet
  - der mit dem Stück darin abgedeckte Adressbereich bleibt jedoch gültig
  - allerdings ist dieser Bereich nicht mehr durch **Adresszugriffe** zugänglich
- bei **Zurücknahme** der Stücke bzw. **Zerstörung** des Prozessexemplars werden sie wieder in den Betriebssystemadressraum eingeblendet
  - die Stücke werden wieder zu Hohlräumen, kommen auf die Lochliste
  - sie erscheinen wieder an ihren alten Stellen im Betriebssystemadressraum

*Die Lösung ist immer einfach, man muss sie nur finden. (Alexander Solschenizyn)*



## Ein- und Ausblendung von Speicherstücken






## Lineare Lochliste I

### Hinweis (Verschnitt vs. Suchaufwand)

*Ist die angeforderte Größe kleiner als die Größe des gefundenen Loch, die Differenz jedoch größer als ein Listenelement ist, fällt Verschnitt an, der als verbleibendes Loch in die Liste neu einsortiert werden muss.*

- die Lochliste ist der Größe nach auf- oder absteigend sortiert:
  - *best-fit*
    - aufsteigende Lochgrößen, das kleinste passende Loch suchen
    - beste Zuteilung, minimaler Verschnitt, aber eher langsam
    - erzeugt kleine Löcher von vorn, erhält große Löcher hinten
    - ↪ hinterlässt eher kleine Löcher, bei steigendem Suchaufwand
  - *worst-fit*
    - absteigende Lochgrößen, das größte passende Loch suchen
    - sehr schnelle Zuteilungsentscheidung, begünstigt Zerstückelung
    - zerstört große Löcher von vorn, macht kleine Löcher hinten
    - ↪ hinterlässt eher große Löcher, bei konstantem Suchaufwand
- fällt ein Restloch an, muss dieses in die Liste einsortiert werden, aber nur, wenn es eine bestimmte **Mindestgröße** nicht unterschreitet
  - typischerweise die Größe (in Bytes) eines Listenelements

## Lineare Lochliste II

**Hinweis (Suchaufwand vs. Zuteilung)**

*Ist die angeforderte Größe kleiner als die Größe des gefundenen Loch, die Differenz jedoch größer als ein Listenelement ist, fällt Verschnitt an, der jedoch nicht in die Liste einsortiert werden muss.*

- die Lochliste ist der Größe des Adresswerts nach aufsteigend sortiert:
  - *first-fit*
    - schnelle Zuteilung, begünstigt aber Verschwendung
    - erzeugt kleine Löcher von vorn, erhält große Löcher hinten
    - ↪ hinterlässt eher kleine Löcher, bei steigendem Suchaufwand
  - *next-fit*
    - reihum (*round-robin*) Variante von *first-fit*
      - die Suche beginnt immer beim zuletzt zugeteiltem Loch
    - ↪ hinterlässt eher gleichgroße Löcher (Gleichverteilung)
    - ↪ Konsequenz ist ein im Mittel eher abnehmender Suchaufwand
- keine dieser Verfahren erzeugt ein Restloch, das im nachgeschalteten zweiten Listendurchlauf einsortiert werden müsste
  - sie machen eine effiziente Hohlraumverwaltung (vgl. S. 14) möglich



## Halbierungsverfahren

*binary buddy*

**Hinweis (Verschnitt vs. Suchaufwand)**

*Das zur Speicheranfrage gegebener Größe am besten passende Stück durch fortgesetzte Halbierung eines großen Stücks gewinnen.*

- die Lochliste ist der **Zweierpotenzgröße** nach aufsteigend sortiert:
  - *buddy*
    - sucht das kleinste passende Loch $buddy_i$ der Größe $2^i$
      - $i$ ist Index in eine Tabelle von Adressen auf Löcher der Größe $2^i$
      - wobei $i$ so zu bestimmen ist, dass gilt $2^{i-1} < size \leq 2^i$, $i > 1$
      - mit $size$ als Größe (in Bytes) des angeforderten Speicherstücks
    - $buddy_i$ entsteht durch sukzessive Splittung von $buddy_j$, $j > i$:
      - $2^n = 2 \times 2^{n-1}$
      - zwei gleichgroße Stücke, die „Kumpel“ des jeweils anderen sind
    - $i$ wird fortgesetzt dekrementiert, solange $2^{i-1} > size$, $i > 1$
- mögl. Verschnitt durch eine **Auswahl von Stückgrößen** begegnen
  - vergleichsweise geringer Such- und Aufsplittungsaufwand, jedoch kann der anfallende Verschnitt dennoch beträchtlich sein
    - im Mittel sind die zugeteilten Stücke um 1/3 größer als angefordert und die belegten Stücke nur zu 3/4 genutzt [1, S. 32]



## Gliederung





## Bruchstückbildung

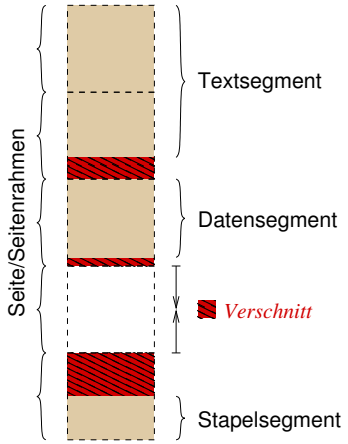
*Verschnitt durch zuviel zugeteilte oder nicht nutzbare Bereiche, der als Abfall in Erscheinung tritt und Verschwendung bedeutet.*

- je nach **Adressraumkonzept** und **Zuteilungsverfahren** zeigen sich verschiedene Ausprägungen der **Fragmentierung**
  - intern
    - seitennummerierte Adressräume, Halbierungsverfahren (*buddy*)
    - die angeforderte Größe ist kleiner als das zugeteilte Stück
      - falls Seitennummerierung, ist die Größe auch kein Seitenvielfaches
    - der „lokale Verschnitt“ ist nutzbar, dürfte es aber nicht sein
    - ↪ **Verschwendung**, ist (durch das Betriebssystem) unvermeidbar
  - extern
    - segmentierte Adressräume, Halbierungsverfahren (*buddy*)
    - die angeforderte Größe ist zu groß für jedes einzelne Loch
      - in Summe ihrer Größen genügen die Löcher der angeforderten Größe
      - allerdings sind sie im Hauptspeicher nicht linear angeordnet
    - der „globale Verschnitt“ ist ggf. nicht mehr zuteilbar
    - ↪ **Verlust**, ist (durch das Betriebssystem) aufwendig vermeidbar
- externe Fragmentierung kann durch **Verschmelzung** verringert und **Kompaktifizierung** aufgelöst werden

## Interne Fragmentierung

*internal fragmentation*

- **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



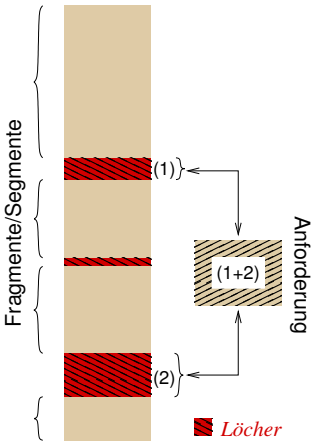

- das **Halbierungsverfahren** (*buddy*) liefert ein ähnliches Bild
  - immer dann, wenn die Anforderungsgröße keine Zweierpotenz ist
  - ein Verschnitt von $2^i - size$ (in Bytes) ergibt sich zum Stückende hin



## Externe Fragmentierung

*external fragmentation*

- **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 realen Adressraum bedingen
- **globaler Verschnitt**
  - die Summe von Löchern ist groß genug für die Speicheranforderung
  - die Löcher liegen aber verstreut im realen Adressraum vor und
  - jedes einzelne Loch ist zu klein für die Speicheranforderung




- das **Halbierungsverfahren** (*buddy*) liefert ein ähnliches Bild
  - immer dann, wenn zwischen zu kleinen Löchern ein Gebrauchsstück liegt
  - jede Stückgröße ist eine Zweierpotenz, das größte Loch ist aber zu klein



## Vereinigung eines Lochs mit angrenzenden Löchern

*Eine wichtige Maßnahme, die bei der **Zurücknahme** eines Gebrauchsstücks oder **Zerstörung** eines Prozessexemplars greift.*

- **Verschmelzung** von Löchern erzeugt größere Hohlräume und bringt damit folgende positive (nichtfunktionale) Eigenschaften
  - weniger Löcher, dadurch geringere externe Fragmentierung
  - weniger Lochdeskriptoren, dadurch kürzere Listen und Suchzeiten
  - beides beschleunigt die Speicherzuteilung, gibt kürzere Antwortzeiten
- **Löchervereinigung** sieht sich mit vier Situationen konfrontiert, je nach dem, welche relative Lage ein Loch im Adressraum hat:

| | |
|---|---|
| 1. zw. zwei Gebrauchsstücken | keine Vereinigung möglich |
| 2. direkt nach einem Loch | Vereinigung mit Vorgänger |
| 3. direkt vor einem Loch | Vereinigung mit Nachfolger |
| 4. zwischen zwei Löchern | Kombination von 2. und 3. |



## Bezug zum Zuteilungsverfahren

. . . KISS

- die **Verschmelzungsaufwände** variieren teils sehr stark mit der Art und Weise, wie die Lochliste vom Betriebssystem geführt ist:

*buddy*
- das Stück wird mit seinem *Buddy*-Stück verschmolzen
- Adressen zweier *Buddies* gleichen sich bis auf einem Bit
- ein Stück ist *Buddy* eines anderen Stücks, wenn gilt:

```
1  bool buddy(void *this, unsigned size, void *that) {
2      return (size && !(size & (size - 1))) /* power of two!? */
3          && (((unsigned)this ^ (unsigned)that) == size);
4  }
```

*first/next-fit*
- ggf. mit jeweils nächst größerem *Buddy* verschmelzen
- beim Einsortieren in die Lochliste Nachbarschaft prüfen
- ein Stück ist Nachbar eines anderen Stücks, wenn gilt:

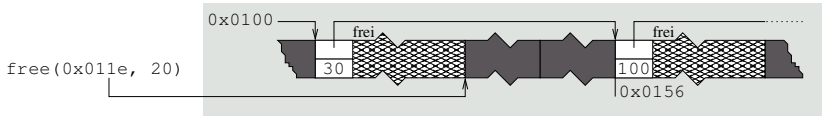
```
5  bool neighbor(void *this, unsigned size, void *that) {
6      return ((unsigned)this + size) == (unsigned)that;
7  }
```

*best/worst-fit*
- mit jeweils aktuellem und nächsten Listenelement prüfen
- wie *first/next-fit*, beim Einsortieren prüfen
- aber Listennachfolger müssen keine Nachbarn sein ☹
- die ganze Lochliste durchlaufen: zwei Nachbarn finden ☹
- erst dann ggf. verschmelzen und neu einsortieren ☹

## Vereinigung beliebiger Löcher

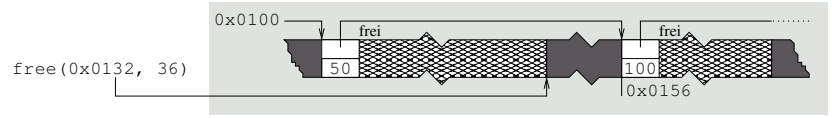
*first/next-fit*

- das Stück ist „rechter Nachbar“ (Nachfolger) des Lochs:



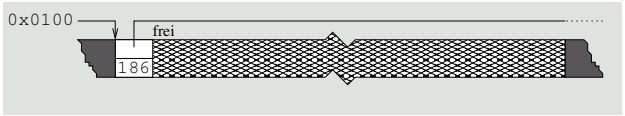

1. das alte 30 Bytes große Loch kann um 20 Bytes vergrößert werden

- Verschmelzung; das nächste Stück ist „rechter Nachbar“ (Nachfolger) des Lochs und „linker Nachbar“ (Vorgänger) des Lochnachfolgers




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

- Verschmelzung:





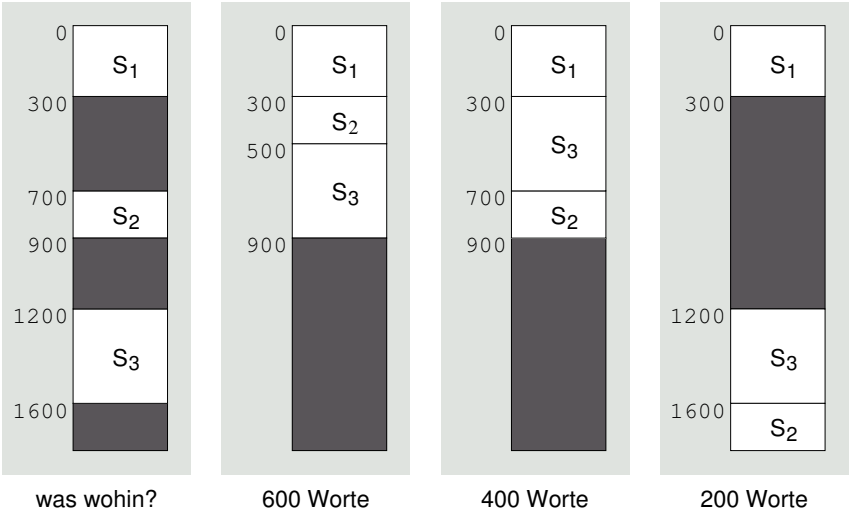

## Vereinigung des globalen Verschnitts

*Die Gebrauchsstücke im Hauptspeicher werden so verschoben, dass am Ende ein einziges großes Loch vorhanden ist.*

- um **externe Fragmentierung** aufzulösen, sind Gebrauchsstücke im Hauptspeicher durch **Kopiervorgänge** umzulagern
  - i direkt im Hauptspeicher oder
  - ii indirekt über den Ablagespeicher ⇝ *swapping*
  - so wird zunächst ein weiteres Loch geschaffen, das dann aber gleich wieder mit Nachbarlöchern verschmilzt
    - schrittweise wird die Lochliste verkürzt, bis nur noch ein Loch übrigbleibt
- Umlagerung zieht **Verlagerung** der betroffenen Segmente oder Seiten nach sich, wenn sie ihre neue Position im realen Adressraum haben
  - deren Lage ändert sich nur im realen Adressraum, nicht im logischen
    - nur die Basisadresse im Segment-/Seitendeskriptor ist zu aktualisieren
  - im logischen Adressraum behält jedes Segment/jede Seite seine Adresse
- zentraler Aspekt dabei ist, die Anzahl der Umlagerungsvorgänge zu minimieren, was ein komplexes **Optimierungsproblem** darstellt



## Auflösung externer Fragmentierung: Optionen






## Gliederung

## Resümee

. . . facettenreiches Problem

- Zuteilung von Arbeitsspeicher ist Aufgabe der **Platzierungsstrategie**
  - die Erfassung freier Speicherstücke hängt u.a. ab vom Adressraummodell
    - i Seiten bzw. Seitenrahmen $\rightsquigarrow$ Bitkarte oder Lochliste
    - ii Segmente $\rightsquigarrow$ Lochliste
  - weitere Folge davon ist **interne** (i) oder **externe** (ii) **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*
  - nach ansteigender Adresse: *first-fit*, *next-fit*
- angefallener **Speicherverschnitt** ist zu reduzieren oder aufzulösen
  - i Verschmelzung von Löchern verringert externe Fragmentierung
    - beschleunigt die Speicherzuteilungsverfahren und
    - lässt die Speicherzuteilung im Mittel häufiger gelingen
  - ii Kompaktifizierung der Löcher löst externe Fragmentierung auf
    - hinterlässt (im Idealfall) ein großes Loch
    - erfordert aber positionsunabhängige Programme d.h. logische Adressräume



## Literaturverzeichnis I


[1] Heiss, H.-U. :
Speicherverwaltung.
In: AG Betriebssysteme und Verteilte Systeme (Hrsg.): *Konzepte und Methoden der Systemsoftware*.
Universität-GH Paderborn, 2000 (Vorlesungsfolien), Kapitel 5

[2] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. :
Adressräume.
In: [4], Kapitel 12.1

[3] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. :
Speicher.
In: [4], Kapitel 6.2

[4] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. ; Lehrstuhl Informatik 4 (Hrsg.):
*Systemprogrammierung*.
FAU Erlangen-Nürnberg, 2015 (Vorlesungsfolien)




## Halbierungsverfahren: Beispiel

*binary buddy*

- angenommen sei die Anforderung eines Speicherstücks von 42 Bytes:
  - $2^6 = 64$ ist kleinste Zweierpotenz $\geq 42$, d.h., zuzuteilen sind 64 Bytes
  - ein entsprechend großes Loch fehlt, es ist durch Splittung zu erzeugen
  - nächstes Loch in der Liste ist ein Stück von 1024 KiB
    1. $1024 = 2^{10} = 2 \times 2^9 = 512 + 512$, zu groß, eins davon wird halbiert
    2. $512 = 2^9 = 2 \times 2^8 = 256 + 256$, zu groß, eins davon wird halbiert
    3. $256 = 2^8 = 2 \times 2^7 = 128 + 128$, zu groß, eins davon wird halbiert
    4. $128 = 2^7 = 2 \times 2^6 = 64 + 64$, passt, eins davon wird zugeteilt

| | 1024 KiB | | | | |
|---|---|---|---|---|---|
| 1 | 512 | | | | 512 KiB |
| 2 | 256 | | 256 | | 512 KiB |
| 3 | 128 | 128 | 256 | | 512 KiB |
| 4 | 64 | 64 | 128 | 256 | 512 KiB |

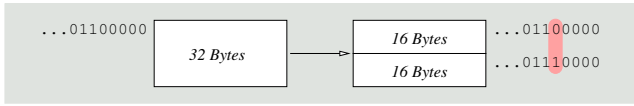
- geeignet ist eine **zweidimensionale Repräsentation** der Lochliste:
  - i eine **Tabelle** von *Buddy*-Klassen, aufsteigend sortiert (Zweierpotenzen), lokal gespeichert im Betriebssystem
  - ii eine **lineare Liste** gleicher *Buddies*, gespeichert in den Hohlräumen



## Halbierungsverfahren: Randbedingungen

*binary buddy*

- bei dieser Technik bilden die Größen der Adressbereiche aller Löcher und Gebrauchsstücke eine Zweierpotenz
  - wird ein beliebiges dieser Stücke in zwei gleich große Hälften gesplittet, entstehen zwei *Buddies*, deren Größe wieder einer Zweierpotenz bildet
  - umgekehrt: werden diese beiden *Buddies* wieder kombiniert, entsteht ein einzelner *Buddy* doppelter Größe
- *Buddy*-Stücke der Größe $2^n$ werden im Adressraum so platziert, dass ihre jeweilige Anfangsadresse ein Vielfaches von $2^n$ ist
  - d.h., für $n > 1$ sind die niederwertigen $n$ Bits dieser Adressen gleich 0
- aus dieser Nebenbedingung ergibt sich folgende Konsequenz, die in zweierlei Hinsicht von Bedeutung ist:
  - i bei Splittung eines *Buddies* der Größe $2^{n+1}$ unterscheiden sich die beiden Adressen der *Buddy*-Hälften nur in Bit $2^n$
  - ii gegeben sei ein Stück der Größe $2^n$ an Adresse $a$, dann errechnet sich die Adresse $b$ seines *Buddies* wie folgt: $b = a + 2^n$, mit $a \bmod 2^n = 0$
- Beispiel: *Buddy* der Größe $2^5$
  - gibt $2 \times 2^4$




# Halbierungsverfahren: Allokation



- die **Lochliste**, repräsentiert als Tabelle verketteter *Buddies*:

```
1  static chain_t *holelist[NSLOT];
```

- ein Loch als *Buddy* hervorbringen (*breed*):

```
2  void *breed(unsigned slot) {
3      chain_t *hole = 0;
4      if (slot < NSLOT) {
5          if (holelist[slot] != 0) {
6              hole = holelist[slot];
7              holelist[slot] = hole->link;
8          } else {
9              if ((hole = breed(slot + 1)) != 0) {
10                 chain_t *next = (chain_t *)((unsigned)hole ^ (1 << slot));
11                 next->link = 0;
12                 holelist[slot] = next;
13             }
14         }
15     }
16     return hole;
17 }
```

- einen Bedarf (*need*) an freien Speicher geltend machen:

```
18 void *need(unsigned size) {
19     unsigned slot;
20     for (slot = 0; (1 << slot) < size; slot++);
21     return breed(slot);
22 }
```



# Vereinigung hälftiger Löcher



- vgl. auch die Belegung von S. 31 (v. li.): fünf Gebrauchsstücke `A`–`E`

1. `free(D, 256)`, kein freier *Buddy*, verbleibt als Loch `D` von 256 Bytes
2. `free(B, 64)`, kein freier *Buddy*, verbleibt als Loch `B` von 64 Bytes
3. `free(A, 64)`, freier *Buddy* `B`, verschmilzt zu Loch `AB` von 128 Bytes
4. `free(C, 128)`, freier *Buddy* `AB`, verschmilzt zu Loch `ABC` von 256 Bytes
   - freier *Buddy* `D`, verschmilzt zu Loch `ABCD` von 512 Bytes
5. `free(E, 512)`, freier *Buddy* `ABCD`, verschmilzt zum Loch von 1024 KiB

<table>
<tr><td></td><td>64</td><td>64</td><td>128</td><td>256</td><td>512 KiB</td></tr>
<tr><td>1</td><td>64</td><td>64</td><td>128</td><td>256</td><td>512 KiB</td></tr>
<tr><td>2</td><td>64</td><td>64</td><td>128</td><td>256</td><td>512 KiB</td></tr>
<tr><td>3</td><td colspan="2">128</td><td>128</td><td>256</td><td>512 KiB</td></tr>
<tr><td>4</td><td colspan="3">256</td><td>256</td><td>512 KiB</td></tr>
<tr><td>4</td><td colspan="4">512</td><td>512 KiB</td></tr>
<tr><td>5</td><td colspan="5">1024 KiB</td></tr>
</table>