

Systemprogrammierung

Grundlagen von Betriebssystemen

Teil B – VI.2 Betriebssystemkonzepte: Speicher

Wolfgang Schröder-Preikschat

23. Juni 2022



Agenda

Einführung

Grundlagen

- Speicherorganisation

- Adressraum

Speicherverwaltung

- Einleitung

- Speicherzuteilung

- Speichervirtualisierung

Zusammenfassung



Gliederung

Einführung

Grundlagen

Speicherorganisation

Adressraum

Speicherverwaltung

Einleitung

Speicherzuteilung

Speichervirtualisierung

Zusammenfassung



- behandelt werden grundlegende Aspekte der **Speicherorganisation**
 - Dauerhaftigkeit von Datenhaltung und die Speicherpyramide
 - von Prozessen generierte Referenzfolge innerhalb ihrer Adressräume
 - Unterschied zwischen realen, logischen und virtuellen Adressraum
- die Grundkonzepte der **Speicherverwaltung** kennenlernen
 - Speicherzuteilung und -virtualisierung differenzieren
 - Auflösung gekachelter/segmentierter Speicherverwaltung erklären
 - wesentliche Merkmale von virtuellem Speicher im Ansatz vorstellen
- Bedeutung der sogenannten **Platzierungsstrategie** vermitteln
 - kurz segmentierte und gekachelte Verfahren vorstellen
 - Suchaufwand und Verschnitt gegenüberstellen
 - wichtige Verfahren (*best-*, *worst-*, *first-*, *next-fit*) benennen
- Vertiefung „dynamischer Speicher“, die **Halde**
 - Freispeicherverwaltung auf Maschinenprogrammzebene
 - Interaktion zwischen Maschinenprogramm und Betriebssystem zeigen
 - zwischen lokaler und globaler Speicherverwaltung unterscheiden



Gliederung

Einführung

Grundlagen

Speicherorganisation

Adressraum

Speicherverwaltung

Einleitung

Speicherzuteilung

Speichervirtualisierung

Zusammenfassung

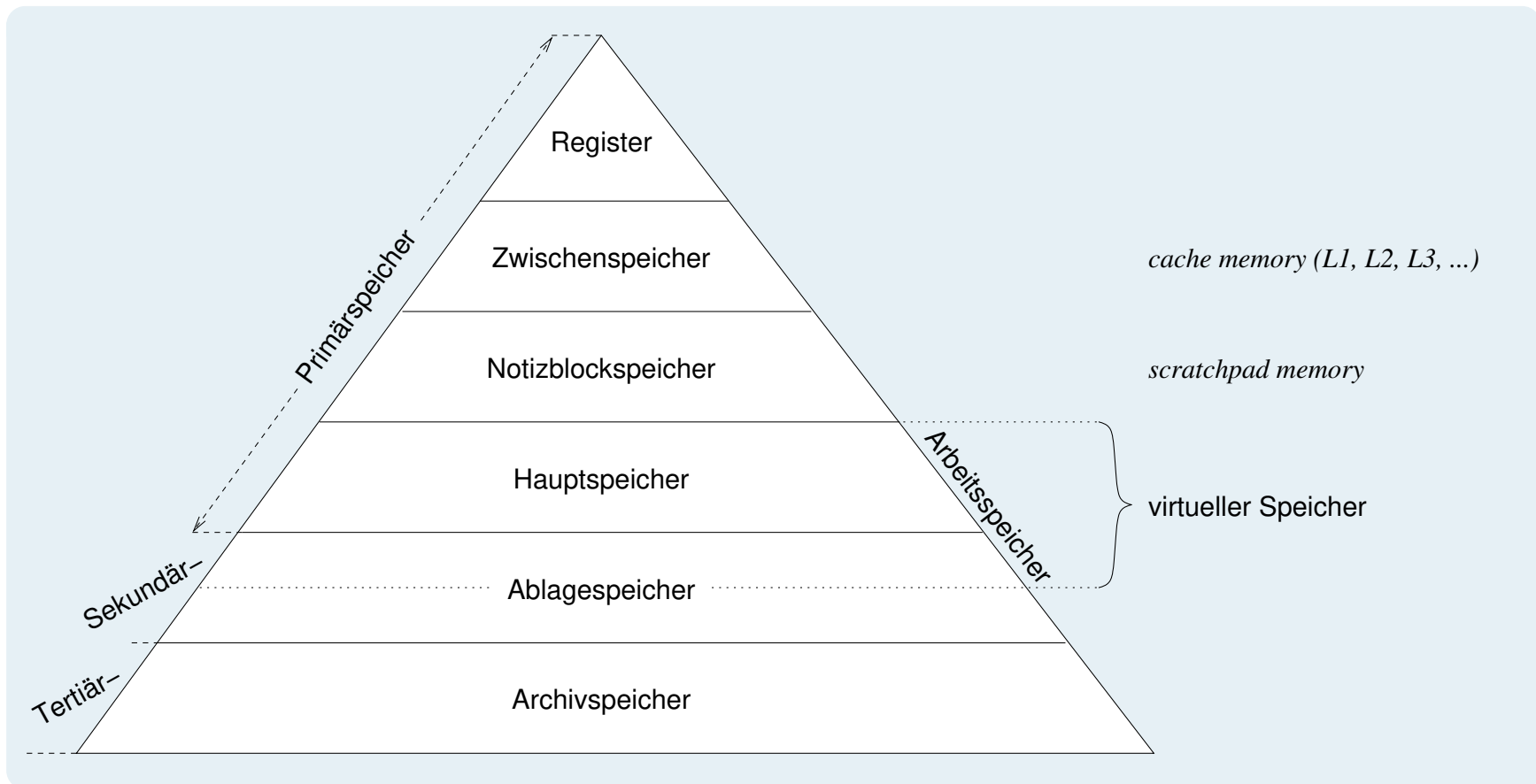


Definition (Speicher)

von (lat.): *spicarium* Getreidespeicher, ein Ort oder eine Einrichtung zum Einlagern von materiellen oder immateriellen Objekten.

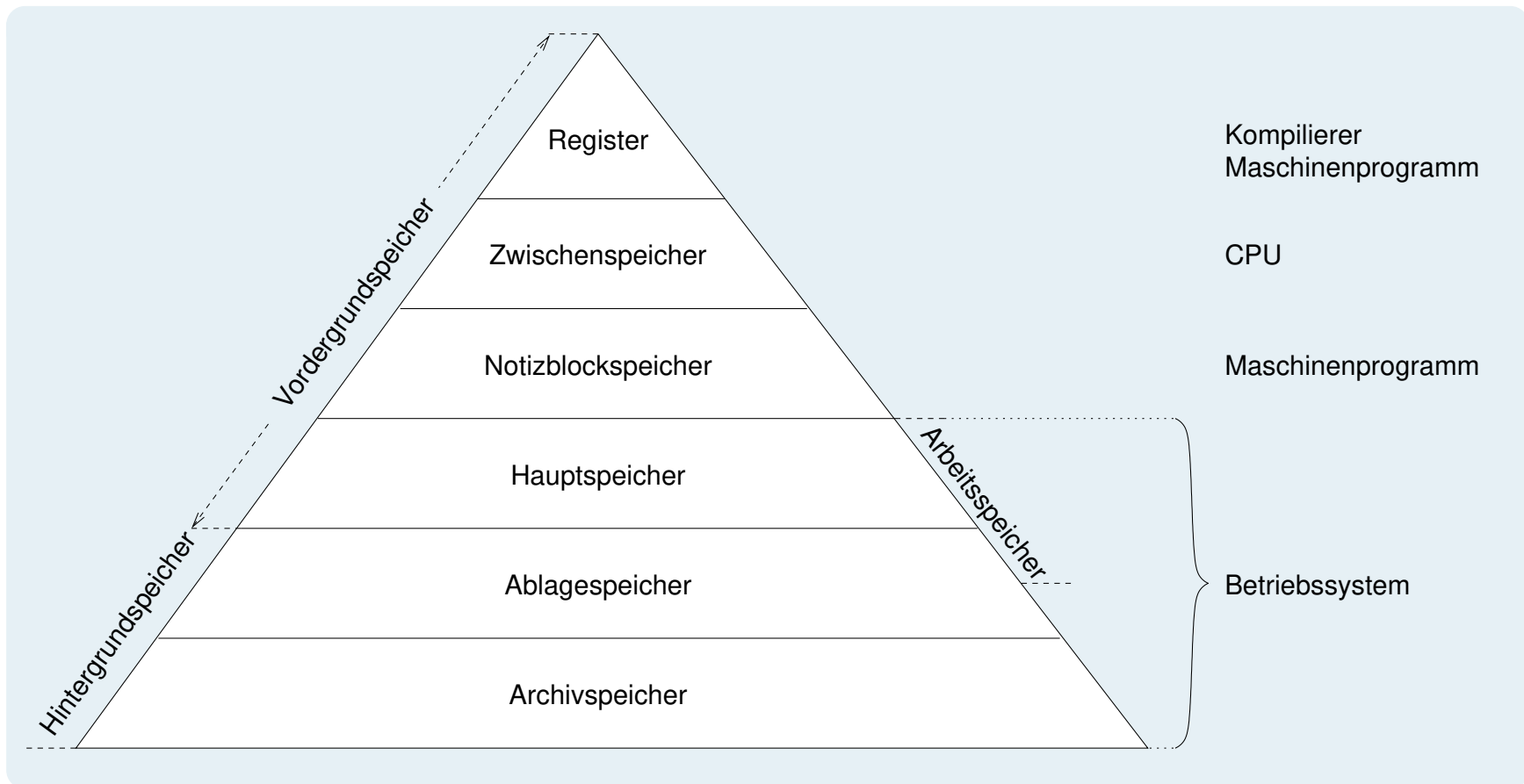
- Vorrichtung an elektronischen Rechenanlagen, die eine kurz-, mittel- oder langfristige Speicherung von Informationen ermöglicht
 - kurz** ■ hunderte von ns \leq *Ladungshaltung*(RAM) \leq dutzende von s
 - **Primärspeicher**: Register-, Zwischen-, Haupt-/Arbeitsspeicher
 - mittel** ■ *Flash*-/Festplattenspeicher 2–10, im Mittel 5 Jahre
 - **Sekundärspeicher**: Arbeitsspeicher, Ablagesystem (Dateien)
 - lang** ■ Festplattenarchive \leq 30 Jahre \leq Magnetbandarchive
 - optische Speicher (DVD) vermutlich 100 Jahre
 - **Tertiärspeicher**: Archiv
- je größer die Zeitspanne, desto größer Kapazität und Zugriffszeit
- dabei sind Haupt-/Arbeitsspeicher und bedingt auch die Ablage in den Maschinenprogrammen direkt adressierbar
 - Multics [2] bildete Dateien auf Segmente im virtuellen Adressraum ab





- falls **virtueller Speicher** Merkmal der Maschinenprogrammebene ist, erstreckt sich der Arbeitsspeicher auf Hauptspeicher und Ablage
 - nur die **Arbeitsmenge** an Text/Daten ist im Hauptspeicher eingelagert
 - alle anderen Bereiche sind in der Ablage (*swap area*) ausgelagert





- bei **Mehrprogrammbetrieb** \mapsto **Adressraumisolation** verwaltet jedes Maschinenprogramm seinen eigenen **Haldenspeicher**
 - Verwaltungsfunktionen (`malloc/free`) stellt das Laufzeitsystem (`libc`)
 - diese interagieren mit der Speicherverwaltung des Betriebssystems



- ein **laufender Prozess** (vgl. [3, S. 20]) generiert Folgen von Adressen auf den Haupt-/Arbeitsspeicher, und zwar:
 - i nach Vorschrift des Programms, das diesen Prozess spezifiziert, wie auch
 - ii in Abhängigkeit von den Eingabedaten für den Programmablauf
- der zur Bildung dieser Adressen gegebene **Wertevorrat** hat anfangs eine feste Größe, dehnt sich gemeinhin dann aber weiter aus
 - dieser Vorrat ist initial statisch und gibt die zur Programmausführung mindestens erforderliche Menge an Haupt-/Arbeitsspeicher vor
 - zur Laufzeit ist diese **Menge dynamisch**, nimmt zu und kann dabei aber den „einem Prozess zugewilligten“ Wertevorrat nicht überschreiten
 - letzteres sichert entweder der Kompilierer oder das Betriebssystem zu
 - d.h., durch eine „typsichere Programmiersprache“ oder im Zusammenspiel mit der MMU der Befehlssatzebene
- der einem Prozess zugewilligte Adressvorrat gibt den **Adressraum** vor, in dem dieser Prozess (logisch/physisch) eingeschlossen ist
 - der Prozess kann aus seinem Adressraum normalerweise nicht ausbrechen und folglich nicht in fremde Adressräume eindringen
 - der **Prozessadressraum** hat eine durch (HW/BS) beschränkte Größe



- gegeben sei folgendes Programm in C:

```
1 #include <stdlib.h>
2
3 int main() {
4     while (1)
5         ((void(*)()) random())();
6 }
```

- zu bestimmen sei die Referenzfolge eines diesbezüglichen Prozesses, unter folgender Annahme:

```
7 static void vain() { }
8
9 void (*(random)())() {
10     return vain;
11 }
```

- C: ..., 5, 10, 7
- ASM_{x86}: ..., 13, 15, 23, 24, 16, 19, 20, 17

- bzw. in ASM_{x86}:

```
12 main:
13     subl $12, %esp
14     .L2:
15     call random
16     call *%eax
17     jmp  .L2
```

```
18 vain:
19     rep
20     ret
21
22 random:
23     movl $vain, %eax
24     ret
```



- mit gdb einen Blick in den Prozessadressraum werfen, um so Einblick in den **statischen Wertevorrat** an Programmadressen zu erhalten:

```
1 (gdb) info line main
2 No line number information available for address 0x80481c0 <main>
3 (gdb) disas 0x80481c0
4 Dump of assembler code for function main:
5   0x080481c0 <+0>: push   %ebp
6   0x080481c1 <+1>: mov    %esp,%ebp
7   0x080481c3 <+3>: and   $0xffffffff,%esp
8   0x080481c6 <+6>: xchg  %ax,%ax
9   0x080481c8 <+8>: call  0x8048300 <random>
10  0x080481cd <+13>: call  *%eax
11  0x080481cf <+15>: jmp   0x80481c8 <main+8>
12 End of assembler dump.
13 (gdb) disas 0x8048300
14 Dump of assembler code for function random:
15   0x08048300 <+0>: mov   $0x80482f0,%eax
16   0x08048305 <+5>: ret
17 End of assembler dump.
18 (gdb) disas 0x80482f0
19 Dump of assembler code for function vain:
20   0x080482f0 <+0>: repz ret
21 End of assembler dump.
22 (gdb)
```

*Hier ist nur die aus dem Befehlsabruf resultierende, statisch leicht bestimmbare Referenzfolge gezeigt. Es fehlen Referenzen, die die Stapeloperationen (*push*, *call* und *ret*) zur Folge haben. Diese sind mangels Kenntnis der Vorgeschichte des Prozesses allein durch „Programmlektüre“ nicht ableitbar.*

- für den **Befehlsabruf** ergibt sich als **Referenzfolge** des Prozesses:

■ ..., 0x08048[1c0, 1c1, 1c3, 1c6, 1c8, 300, 305, 1cd, 2f0, 1cf]



- Befehlssatzebene (Ebene₂)

Definition (realer Adressraum)

Der durch einen Prozessor definierte Wertevorrat $A_r = [0, 2^n - 1]$ von Adressen, mit $e \leq n \leq 64$ und (norm.) $e \geq 16$. Nicht jede Adresse in A_r ist jedoch gültig, d.h., A_r kann Lücken aufweisen.

- der **Hauptspeicher** ist adressierbar durch einen oder mehrere Bereiche in A_r , je nach Hardwarekonfiguration
- Maschinenprogrammzebene (Ebene₃)

Definition (logischer Adressraum)

Der in Programm P definierte Wertevorrat $A_l = [n, m]$ von Adressen, mit $A_l \subset A_r$, der einem Prozess von P zugewilligt wird. Jede Adresse in A_l ist gültig, d.h., A_l enthält *konzeptionell* keine Lücken.

- führt **Arbeitsspeicher** ein, der linear adressierbar ausgelegt ist und durch das Betriebssystem vollständig auf den Hauptspeicher abgebildet wird



■ Maschinenprogrammzebene (Ebene₃)

Definition (virtueller Adressraum)

$A_v = A_I$: A_v übernimmt alle Eigenschaften von A_I . Jedoch nicht jede Adresse in A_v bildet ab auf ein im Hauptspeicher liegendes Datum.

- Benutzung einer solchen nicht abgebildeten Adresse in A_v verursacht in dem betreffenden Prozess einen **Zugriffsfehler**
 - der Prozess erfährt eine **synchrone Programmunterbrechung** (*trap*), die vom Betriebssystem behandelt wird
 - das Betriebssystem sorgt für die **Einlagerung** des adressierten Datums in den Hauptspeicher und
 - der Prozess wird zur **Wiederholung** der gescheiterten Aktion gebracht
- der durch A_v für den jeweiligen Prozess benötigte Hauptspeicher ist „nicht in Wirklichkeit vorhanden, aber echt erscheinend“
- jedoch steht jederzeit genügend Arbeitsspeicher für A_v zur Verfügung
 - einesteils im Hauptspeicher, anderenteils in der Ablage (*swap area*)
 - der Arbeitsspeicher ist eine virtuelle, der Hauptspeicher eine reale Größe



Gliederung

Einführung

Grundlagen

Speicherorganisation

Adressraum

Speicherverwaltung

Einleitung

Speicherzuteilung

Speichervirtualisierung

Zusammenfassung



- 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



„Reviere“ einer Speicherverwaltung

- normalerweise sind die **Verantwortlichkeiten** auf mehrere Ebenen innerhalb eines Rechensystems verteilt
 - Speicherzuteilung**
 - Maschinenprogramm und Betriebssystem
 - Haldenspeicher, Hauptspeicher
 - Speichervirtualisierung**
 - ist allein Aufgabe des Betriebssystems
 - Haupt-/Arbeitsspeicher, Ablage
- das Maschinenprogramm verwaltet den seinem Prozess (-adressraum) jeweils zugeteilten Speicher **lokal** eigenständig
 - stellt dabei **sprachenorientierte Kriterien** in den Vordergrund
 - typisch für den Haldenspeicher \rightsquigarrow malloc/free
- das Betriebssystem verwaltet den gesamten Haupt-/Arbeitsspeicher **global** für alle Prozessexemplare bzw. -adressräume
 - stellt dabei **systemorientierte Kriterien** in den Vordergrund
 - hilft, einen Haldenspeicher zu verwalten \rightsquigarrow z.B. mmap/sbrk
- Maschinenprogramm und Betriebssystem gehen somit eine **Symbiose** ein, sie nehmen eine **Arbeitsteilung** vor
 - genauer gesagt: das Laufzeitsystem (libc) im Maschinenprogramm



Granularität/Auflösung der Speicherzuteilung

- je nach Haupt-/Arbeitsspeicher (inkl. Haldenspeicher) ergibt sich für die Verwaltung ein **problemspezifischer Zerlegungsgrad** wie folgt:
 - Wort** ■ Platzierungseinheit für Hauptspeicher
 - abhängig von CPU: Vielfaches von **Byte**¹
 - Zelle** ■ Platzierungseinheit für Halden- und Hauptspeicher
 - abhängig von Laufzeit-/Betriebssystem: 8 B, 16 B, 16/32 B
 - Kachel** ■ Platzierungs-, Lade- und Ersetzungseinheit für Arbeitsspeicher
 - abhängig von MMU: 512 B bis 1 GiB (typisch 4 KiB)
- diese **Granulate** werden zusammengefasst in **uniforme Segmente** mit Adresswerten, die einem Vielfachen der Granulatgröße entsprechen
 - wobei die Segmente die **Schutzseinheit** im logischen Adressraum bilden
 - bei entsprechender **Ausrichtung** (*alignment*) im Haupt-/Arbeitsspeicher

Platzierungsstrategie

Die Verfahren dazu sind je nach Speicherauflösung grob kategorisiert in **segmentierte** und **gekachelte Speicherverwaltung**.

¹Das kleinste adressierbare Speicherelement: historisch 5–36 Bits breit.



Aspekte der Speicherzuteilung

segmentierte \leftrightarrow gekachelte Speicherverwaltung

Segmente können verschieden groß sein, ihre jeweiligen Attribute sind Granularität, Adresse und Länge. Kacheln dagegen sind alle gleich groß, sie unterscheiden sich lediglich durch ihre Adressen.

- um die „Granulate“ im Hauptspeicher platzieren zu können, ist Buch über nicht zugeteilte Speicherbereiche zu führen
 - freie Speicherbereiche werden in einer **Löcherliste** (*hole list*) geführt
 - ein freier Platz ist Loch, Lücke, Hohlraum (*hole*) zwischen belegten Plätzen
 - wobei der für ein Listenelement benötigte Speicher das Loch selbst sein kann
 - \hookrightarrow Haldenspeicher: freie und belegte Plätze teilen denselben Adressraum ☺
 - die Liste ist sortiert nach Größe oder Adresse der vorhandenen Löcher
 - womit verschiedene Ziele bei der Zuteilungsstrategie verbunden sind (S. 19)
 - jedoch macht Sortierung nach Größe bei gekacheltem Speicher wenig Sinn
- wenn möglich, ist **Verschnitt** (*waste*) klein zu halten: **Zielkonflikt!**
 - i einen Platz fester Größe zuteilen \rightsquigarrow Segmente kacheln
 - vermeidet *externen* Verschnitt auf Kosten *internen* Verschnitts
 - ii bei Freigabe zwei in A_r angrenzende Löcher zu einem Loch verschmelzen



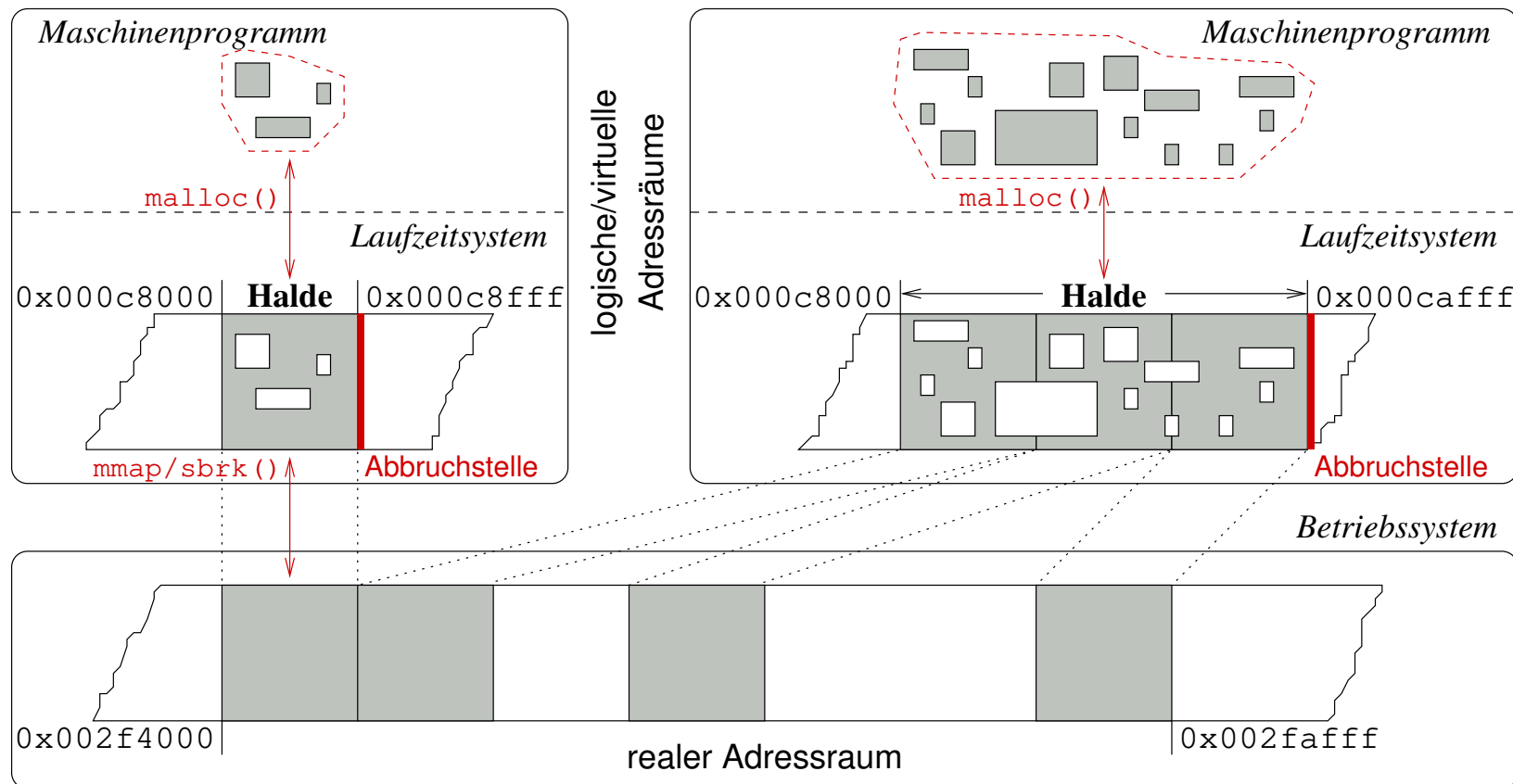
- **Sortierkriterien** der Freispeicherliste und damit verbundene **Ziele**:
 - best-fit* ■ zunehmende Größen, von vorne: **Verschnitt minimieren**
 - worst-fit* ■ abnehmende Größen, von vorne: **Suchaufwand minimieren**
 - beide Strategien machen die Einsortierung eines anfallenden Rests und somit einen zweiten Listendurchlauf notwendig
 - aus gleichem Grund ist Verschmelzung angrenzender Löcher zu einem großen Loch in beiden Fällen aufwendig
 - first-fit* ■ aufsteigende Adressen, von vorne: **Laufaufwand minimieren**
 - next-fit* ■ wie zuvor, jedoch ab letzter Fundstelle: **Verschnitt nivellieren**
 - Verschmelzung angrenzender Löcher zu einem großen Loch ist in beiden Fällen unaufwendig
 - beide Strategien tendieren dazu, große Löcher zu zerschlagen und dadurch mehr Verschnitt zu generieren (FF mehr als NF)

Auch eine schwere Tür hat nur einen kleinen Schlüssel nötig. (Dickens)

- die „Einfachheit“ macht *first-* und *next-fit* zu guten Kompromissen...
 - vgl. Anhang, S. 32–36



Synergie bei der Speicherzuteilung



- das **Laufzeitsystem** verwaltet Speicher, der dem Adressraum eines einzelnen Maschinenprogramms vom Betriebssystem zugeteilt wurde
- das **Betriebssystem** verwaltet Speicher, der den Adressräumen aller Maschinenprogramme zugeteilt worden ist oder werden kann



Speicherrückgabe durch free an das Betriebssystem ist nicht nötig, da bei virtuellem Speicher ungenutzter Speicher schon rückgewonnen wird — kolportiert die Informatikfolklore.

- jede Implementierung virtuellen Speichers basiert auf **Schätzungen**
 - Rückgewinnung ungenutzten Speichers leistet die Ersetzungsstrategie
 - alle dazu bekannten Verfahren greifen auf **Heuristiken** zurück
 - ob Speicher endgültig ungenutzt ist, weil er frei ist, bleibt daher ungewiss
 - nur das Maschinenprogramm selbst kann darüber Gewissheit haben
- eine Folge daraus ist, dass **Programmierfehler** unentdeckt bleiben
 - Adressen zu ungenutztem Hauptspeicher sind im Adressraum noch gültig
 - nur Rückgabe ans Betriebssystem kann diese Adressen ungültig machen
- zudem verursacht diese Heuristik **nichtdeterministische Prozesse**
 - eine kontraproduktive Eigenschaft für (festen/harten) Echtzeitbetrieb
 - deshalb implementiert nicht jedes Betriebssystem virtuellen Speicher...

Verschmelzung und Kompaktifizierung

Ist notwendig bzw. wünschenswert für große, rückgabefähige Löcher.



Virtueller Speicher

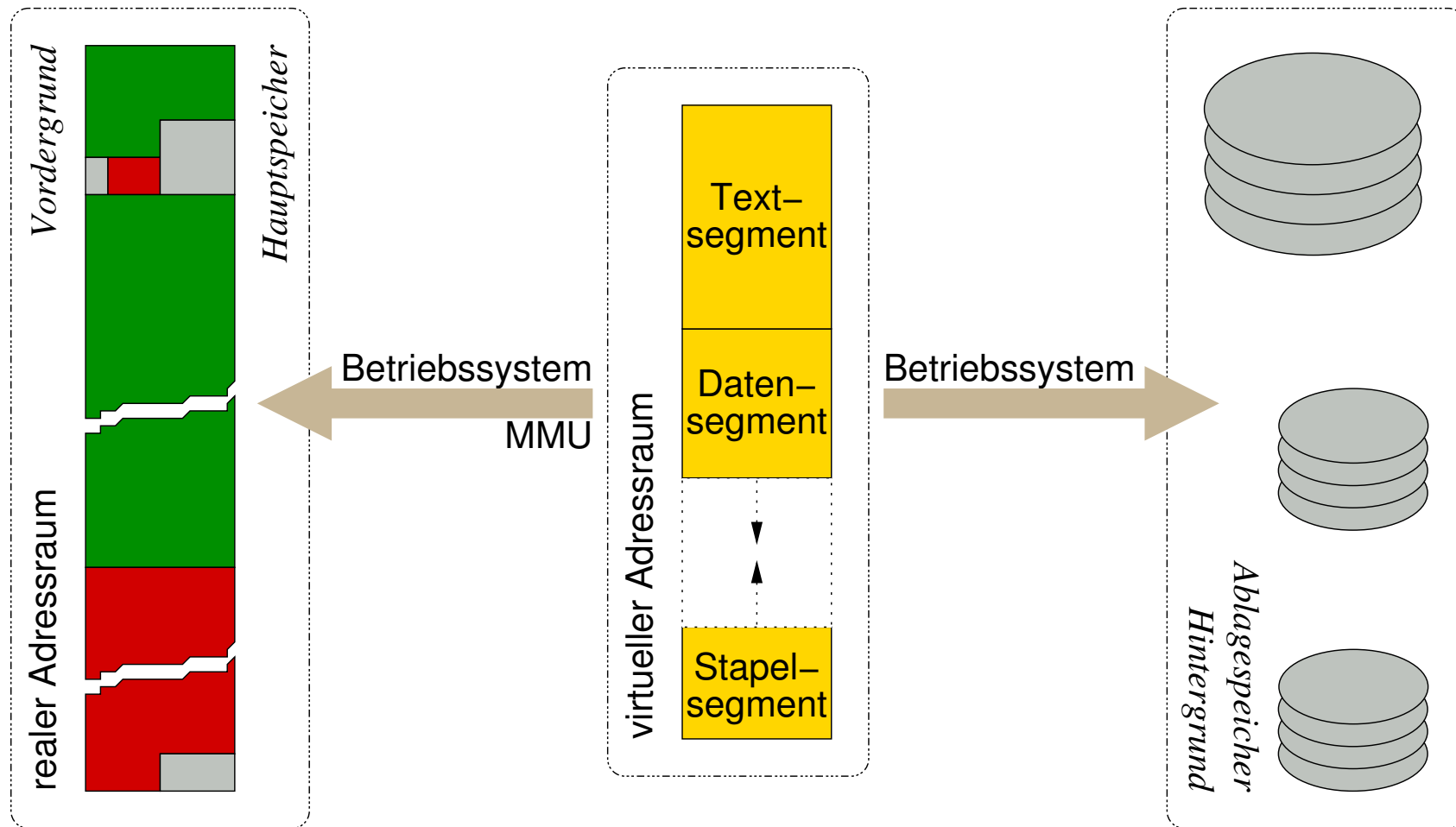
Eine **Betriebssystemtechnik**, die laufende (ggf. nichtsequentielle) Prozesse ermöglicht, obwohl ihre Maschinenprogramme samt Daten nicht komplett im Hauptspeicher liegen.

- sobald und solange Spannung anliegt, erfordert die Befehlssatzebene (d.h., der reale Prozessor) einen kontinuierlichen Befehlsstrom
 - anderenfalls gelingt der Befehlsabruf- und -ausführungszyklus nicht
- aus welchen Programmabläufen sich dieser Befehlsstrom ergibt, ist für die Befehlssatzebene jedoch nicht von Bedeutung
 - Abläufe innerhalb eines realen/logischen Adressraums erfordern, dass die betreffenden Programme vollständig im Hauptspeicher vorliegen
 - jede Adresse muss auf ein im Hauptspeicher vorliegendes Datum abbilden
 - im Gegensatz zu Abläufen innerhalb eines virtuellen Adressraums, der die **partielle Abbildung** einer Adresse auf ein Datum ermöglicht (vgl. S. 13)
- die durch die **Lokalität** eines Prozesses definierte **Referenzfolge** gibt die Adressen vor, die auf den Hauptspeicher abzubilden sind
 - alle anderen Adressen bilden ab auf die Ablage (*swap area*)



Partielle Abbildung virtueller Adressräume

(vgl. S. 13)



- Abbildungseinheit ist eine **Seite** (*page*), die Strukturierungselement sowohl des logischen als auch des virtuellen Adressraums ist
 - sie passt exakt auf eine Kachel, auch **Seitenrahmen** (*page frame*)



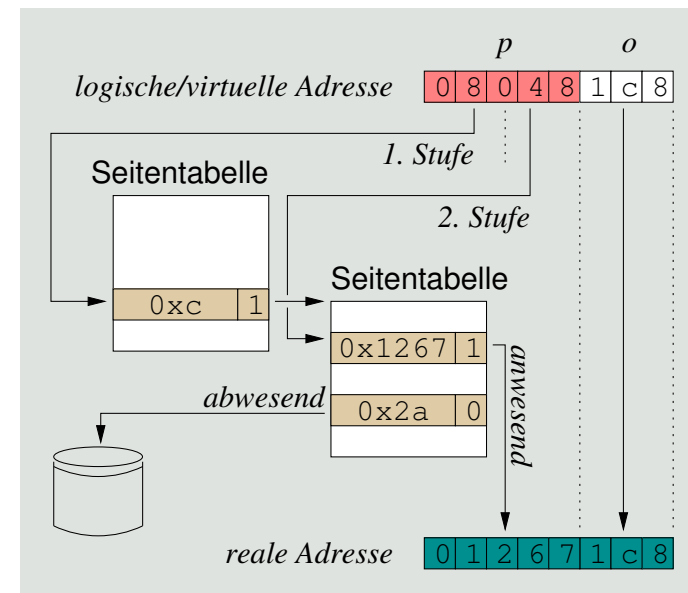
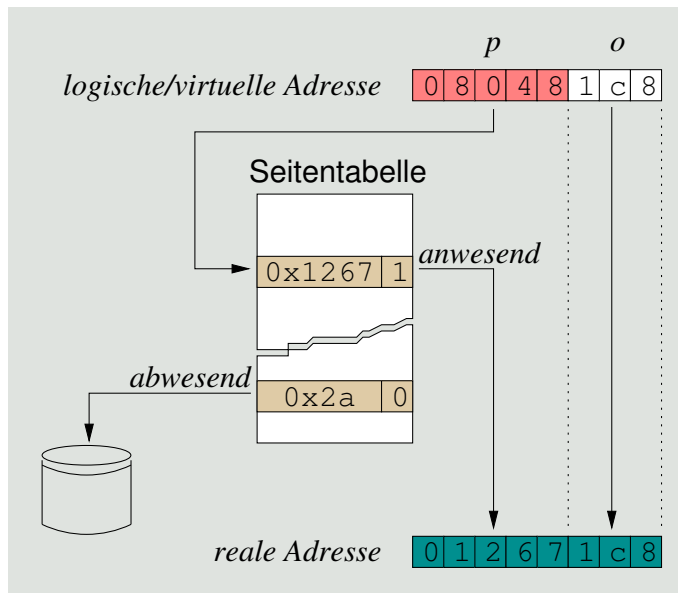
- eine ein- oder mehrstufig organisierte **Seitentabelle** (*page table*)
 - ein Feld (*array*), Datentypenelement „**Seitendeskriptor**“ (*page descriptor*)
 - definiert durch das Betriebssystem, verarbeitet von der MMU
 - im Deutschen auch bezeichnet als „Seiten-Kachel-Tabelle“
- indiziert durch die **Seitennummer** (*page number*) einer Adresse
 - jede logische/virtuelle Adresse bildet ein Tupel $A = (p, o)$
 - mit Seitennummer p und Versatz (*offset*) o innerhalb dieser Seite
 - Wertevorrat $o = [0, 2^i - 1]$, mit $9 \leq i \leq 30$ (vgl. S. 17)
 - Wertevorrat $p = [0, 2^{n-i} - 1]$, mit $32 \leq n \leq 64$
 - mit p als Indexwert liest die MMU den A abbildenden Seitendeskriptor
- der Seitendeskriptor enthält die für die Abbildung nötigen **Attribute**
 - Informationen über den gegenwärtigen Zustand der Seite
 - anwesend, referenziert, modifiziert, schreibbar, ausführbar, zugänglich, ...
 - Kachelnummer/-adresse im Hauptspeicher (falls anwesend, eingelagert) oder Blocknummer in der Ablage (falls abwesend, ausgelagert)
- jeder Zugriff auf eine abwesende, ausgelagerte Seite verursacht einen **Seitenfehler** (*page fault*) \rightsquigarrow Teilinterpretation des Zugriffs



Abbildung (Prinzip)

ein- vs. mehrstufig

- angenommen, die CPU ruft folgenden Befehl zur Ausführung ab:
0x080481c8 <+8>: call 0x8048300 <random> (vgl. S. 11)
 - einstufige Abbildung
 - zweistufige Abbildung (x86)



- *base/limit* Registerpaar (MMU) grenzt die Seitentabelle ein
- verschieden große Seitentabellen
- *base* Register (MMU) lokalisiert die Seitentabelle der 1. Stufe
- gleich große Seitentabellen

↪ **Trap**, falls $p \geq limit$ (li.) oder ungültiger/leerer Seitendeskriptor (beide)



Gliederung

Einführung

Grundlagen

Speicherorganisation

Adressraum

Speicherverwaltung

Einleitung

Speicherzuteilung

Speichervirtualisierung

Zusammenfassung



- behandelt wurde die **Speicherorganisation** von Rechensystemen
 - Primär-, Sekundär- und Tertiärspeicher als die drei Hauptkategorien
 - Verfeinerungen sind Haupt-, Arbeitsspeicher und Ablage
 - Bausteine von Vorder- und Hintergrundspeicher zur Programmausführung
 - bilden Ebenen einer **Speicherpyramide** (auch: Speicherhierarchie)
- die für Speicherverwaltung relevante **Adressraumlehre** präsentiert
 - **Referenzfolgen** sind wichtig, um virtuellen Speicher zu begreifen
 - Bezugspunkt dabei ist die **Adressraumart**: real, logisch, virtuell
 - logischer und virtueller Adressraum sind zwei verschiedene Konzepte:
 - totale Abbildung $f : A_l \rightarrow A_r$ von logischen auf realen Adressen
 - partielle Abbildung $f : A_v \rightsquigarrow A_r$ von virtuellen auf realen Adressen
- Aufgaben der Speicherverwaltung sind in **Politiken** untergliedert
 - Platzierungs-, Lade- und Ersetzungsstrategie
 - erstere meint Speicherzuteilung, letztere beiden Speichervirtualisierung
 - virtueller Speicher ermöglicht Prozesse unvollständiger Programme
- das **Ausmaß** eines virtuellen Adressraums kann riesig sein
 - der Hauptspeicher im realen Adressraum ist indes verschwindend klein...



Literaturverzeichnis I

- [1] CHASE, J. S. ; LEVY, H. M. ; FREELEY, M. J. ; LAZOWSKA, E. D.:
Sharing and Protection in a Single-Address-Space Operating System.
In: *Transaction on Computer Systems* 12 (1994), Nov., Nr. 4, S. 271–307

- [2] DALEY, R. C. ; DENNIS, J. B.:
Virtual Memory, Processes, and Sharing in MULTICS.
In: *Communications of the ACM* 11 (1968), Mai, Nr. 5, S. 306–312

- [3] KLEINÖDER, J. ; SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. :
Prozesse.
In: LEHRSTUHL INFORMATIK 4 (Hrsg.): *Systemprogrammierung*.
FAU Erlangen-Nürnberg, 2015 (Vorlesungsfolien), Kapitel 6.1



■ Seitendeskriptor und Bildung einer „eingerahmten“ realen Adresse:²

```
1  #define PAGE_SIZE (1<<12)    /* 4KB per page and page frame, resp. */
2
3  typedef struct page {
4      unsigned present:1;      /* true iff in mainstore, false otherwise */
5      unsigned reserved:11;    /* more page attributes (for further study in SP2) */
6      unsigned frame:20;      /* page-aligned mainstore address: page frame number */
7  } page_t;
8
9  inline void *match(page_t *page, void *addr) {
10     return (void *)((page->frame * PAGE_SIZE) | ((size_t)addr & (PAGE_SIZE - 1)));
11 }
```

■ Seitentabelle und Ableitung des Seitendeskriptors aus einer Adresse:

```
12 typedef struct map {
13     page_t *table;           /* page table base address */
14     size_t limit;           /* last valid page table entry */
15 } map_t;
16
17 extern map_t map;          /* page table base/limit register pair */
18
19 inline page_t *probe(map_t *map, void *addr) {
20     unsigned pano = ((unsigned)addr) / PAGE_SIZE;
21     if (pano <= map->limit) /* valid page number or address, resp. */
22         return &map->table[pano]; /* read page descriptor */
23     trap(SEGMENTATION_FAULT); /* invalid page number: raise exception to OS */
24 }
```

²Mit möglichem Blocknummernwertevorrat $[0, 2^{31} - 1]$ für abwesende Seiten.



- partielle Abbildung einer virtuellen Adresse, $f : A_v \rightsquigarrow A_r$ (vgl. S. 13)

```
1 void *v2r(void *addr) {
2     do {
3         page_t *page = probe(&map, addr);
4         if (page->present) /* placed in mainstore */
5             return match(page, addr);
6         trap(PAGE_FAULT); /* absent: raise exception to OS */
7     } while (1); /* retry mapping */
8 }
```

- gültige Seiten eines virtuellen Adressraums sind ein- oder ausgelagert
- sind sie ausgelagert, wird ein **Seitenfehler** (*page fault*) angezeigt
- Folge ist die **Seitenumlagerung** (*paging*) aus der Ablage (*swap area*) heraus und hinein in den Hauptspeicher

- totale Abbildung einer logischen Adresse, $f : A_l \rightarrow A_r$ (vgl. S. 12)

```
9 void *l2r(void *addr) {
10     return match(probe(&map, addr), addr);
11 }
```

- im Unterschied zur partiellen Abbildung müssen die gültigen Seiten eines logischen Adressraums immer eingelagert sein
- Seitenfehler gibt es hier nicht, jedoch bleibt der **Speicherzugriffsfehler** (*segmentation fault*: vgl. S. 29, Zeile 23)



Umfang eines virtuellen Adressraums

- mit N für die **Adressbreite** (einer virtuellen Adresse) in Bits:

N	Adressraumgröße (2^N Bytes)	Dimension			
16	65 536	64 kibi	(2^{10})	kilo	(10^3)
20	1 048 576	1 mebi	(2^{20})	mega	(10^6)
32	4 294 967 296	4 gibi	(2^{30})	giga	(10^9)
⋮			⋮		⋮
48	281 474 976 710 656	256 tebi	(2^{40})	tera	(10^{12})
64	18 446 744 073 709 551 616	16 384 pebi	(2^{50})	peta	(10^{15})

- ein einziger virtueller Adressraum kann so riesig sein, dass es schnell an Ablageplatz fehlt, um ausgelagerte Seiten zu speichern ☹
- darüber hinaus können seine Adressen ewig gültig sein...

A full 64-bit address space will last for 500 years if allocated at the rate of one gigabyte per second. [1, S. 272]



```
1  #include <stddef.h>
2
3  typedef struct cell {
4      struct cell *next;
5      size_t size;
6  } cell_t;
7  extern cell_t *list;
8
9  extern cell_t *acquire(size_t);
10 extern size_t  release(cell_t *);
```

- freien Speicher erwerben, einen passenden Bereich ausfindig machen:

```
11 cell_t *acquire(size_t want) {
12     size_t need = ((want + sizeof(cell_t) - 1) / sizeof(cell_t)) + 1;
13     cell_t **link = &list, *cell;
14
15     while ((cell = *link)) {
16         if (cell->size < need)
17             link = &cell->next;
18         else {
19             if (cell->size > need) {
20                 cell->size -= need;
21                 (cell + cell->size)->size = need;
22                 return (cell + cell->size + 1);
23             }
24             *link = cell->next;
25             return cell + 1;
26         }
27     }
28     return 0;
29 }
30 }
```

Next-fit führt einen *last*-Zeiger ein, der den zuletzt untersuchten Listeneintrag (*link*) vermerkt. Suchläufe beginnen bzw. enden bei *last*, mit Umgriff am Listenende auf den Listenanfang (*list*).



- Speicher freigeben, wenn möglich mit Nachbarlöchern verschmelzen:

```
31 size_t release(cell_t *hole) {
32     size_t free = 0;
33
34     if (hole-- && hole->size) {           /* start at cell head (descriptor) */
35         cell_t **link = &list;
36
37         while (*link && ((*link)->next < hole)) /* find location on list */
38             link = &(*link)->next;           /* continue search... */
39
40         if (*link) {                       /* location found, try to merge */
41             if (((*link) + (*link)->size) == hole) /* preceding hole, merge */
42                 free = ((*link)->size += hole->size);
43             if ((hole + hole->size) == (*link)->next) /* succeeding hole, merge */
44                 free = ((*link)->size += (*link)->next->size);
45         }
46
47         if (!free) {                       /* merging was not possible, add hole to free list */
48             free = hole->size;              /* remember amount of freeing */
49             hole->next = *link;            /* link with successor hole */
50             *link = hole;                 /* enlist freed hole */
51         }
52     }
53     return free * sizeof(cell_t);         /* deliver number of bytes freed */
54 }
```

- 34 ■ neben der Zellengröße ist der Test auf ein **Kennzeichen** sinnvoll, um „falsche“ Zellen zumindest ansatzweise erkennen zu können
- als Platzhalter des Kennzeichens bietet sich das next-Attribut an



- Nachbildung der funktionalen Eigenschaften von malloc und free:

```
1  #include "cell.h"
2
3  void *malloc(size_t want) {
4      cell_t *cell = acquire(want);      /* try request */
5      if (!cell) {                       /* failed, no hole found */
6          cell = enlarge(want);         /* ask for more memory */
7          if (cell)                     /* great, OS supplied */
8              cell = acquire(want);     /* retry request */
9      }
10     return cell;
11 }
12
13 void free(void *cell) {
14     size_t size = release((cell_t *)cell);
15     if (size)                            /* new free memory released */
16         reclaim(size);                   /* give operating system (OS) a hint */
17 }
```

- im Unterschied zum Original, teilt free dem Betriebssystem mit, dass Haldenspeicher endgültig rückgewonnen werden kann
- Informatikfolklore hält diesen Hinweis unnötig bei virtuellem Speicher



Interaktion Maschinenprogramm/Betriebssystem I

- UNIX-kompatible Betriebssystemschnittstelle nutzen:

```
1 #include <unistd.h>
```

- dynamischen Speicher vergrößern, logischen Adressraum verlängern:

```
2 cell_t *enlarge(size_t want) {
3     size_t size = ((want + getpagesize() - 1) / getpagesize()) * getpagesize();
4     cell_t *cell = (cell_t *)sbrk(size);    /* new program break */
5
6     if ((int)cell != -1) {
7         cell->next = 0;                    /* only cell this section */
8         cell->size = size / sizeof(cell_t); /* make cell size */
9         release(cell + 1);                /* add section to free list */
10    }
11
12    return (int)cell == -1 ? 0 : cell;
13 }
```

- das Beispiel greift mit `sbrk` einen recht alten Ansatz auf,³ der das Ende des Datensegments eines Maschinenprogramms verschiebt
 - nach hinten – um mehr Speicher vom Betriebssystem zu erhalten
 - nach vorne – um dem Betriebssystem Speicher zurück zu geben
- verändert wird die **Abbruchstelle** im Programm (*program break*), die Adresse der ersten Speicherstelle jenseits des gültigen Datensegments

³Nicht zuletzt, um Spielraum zum Selbststudium zu lassen. 😊



Interaktion Maschinenprogramm/Betriebssystem II

- Größenangabe auf Tauglichkeit zur Speicherrückgabe prüfen:

```
14 int adapted(size_t size) {
15     return ((size / getpagesize()) * getpagesize()) == size;
16 }
```

- dynamischen Speicher zurückgeben, logischen Adressraum verkürzen:

```
17 void *reclaim(size_t size) {
18     if (adapted(size)) {
19         cell_t **link = &list;
20
21         while ((*link)->next != 0)           /* skip to end of data section */
22             link = &(*link)->next;         /* BTW: a tail pointer is a good idea... */
23
24         if (((*link)->size * sizeof(cell_t) == size)           /* hole size fits and */
25             && ((*link) + (*link)->size) == sbrk(0)) {         /* hole is before break */
26             void *hole = *link;                               /* save return value */
27             sbrk(-((*link)->size * sizeof(cell_t)));          /* new program break */
28             *link = 0;                                         /* new list tail item */
29             return hole;
30         }
31     }
32     return 0;
33 }
```

- bei *first/next-fit* könnte die Adresse des letzten gelisteten Lochs eine neue Abbruchstelle im Maschinenprogramm markieren
- dazu muss die dem Loch folgende Adresse der aktuellen Abbruchstelle entsprechen und die Lochgröße muss Vielfaches der Kachelgröße sein

