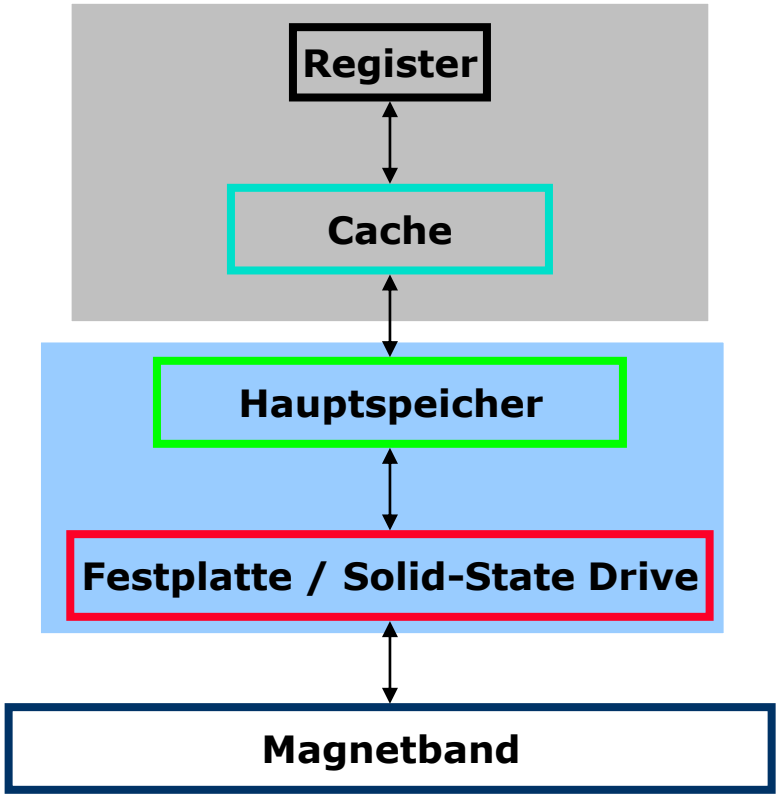
Systeme I: Betriebssysteme

Kapitel 8 Speicherverwaltung

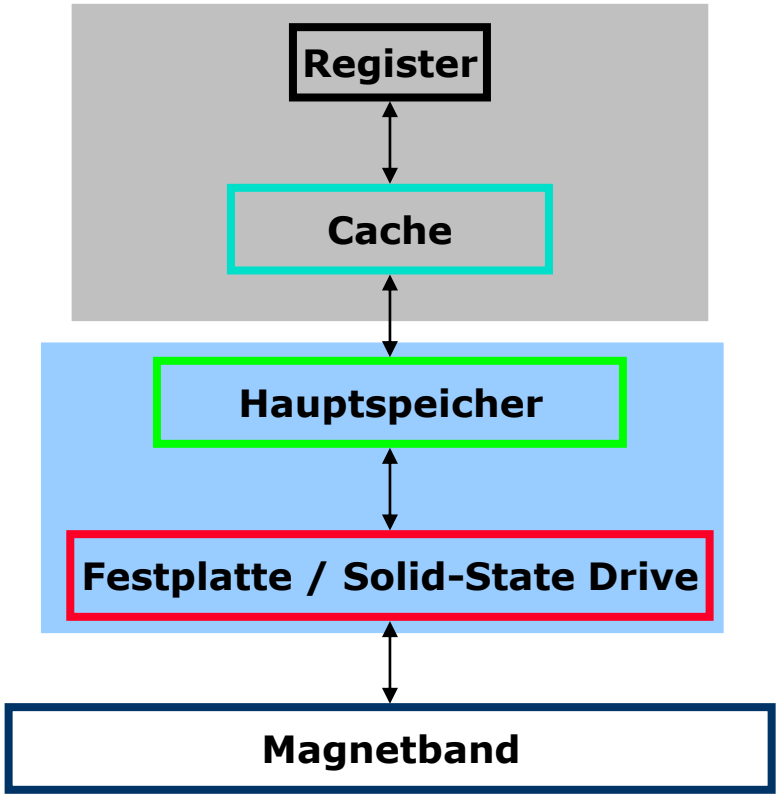
Inhalt Vorlesung

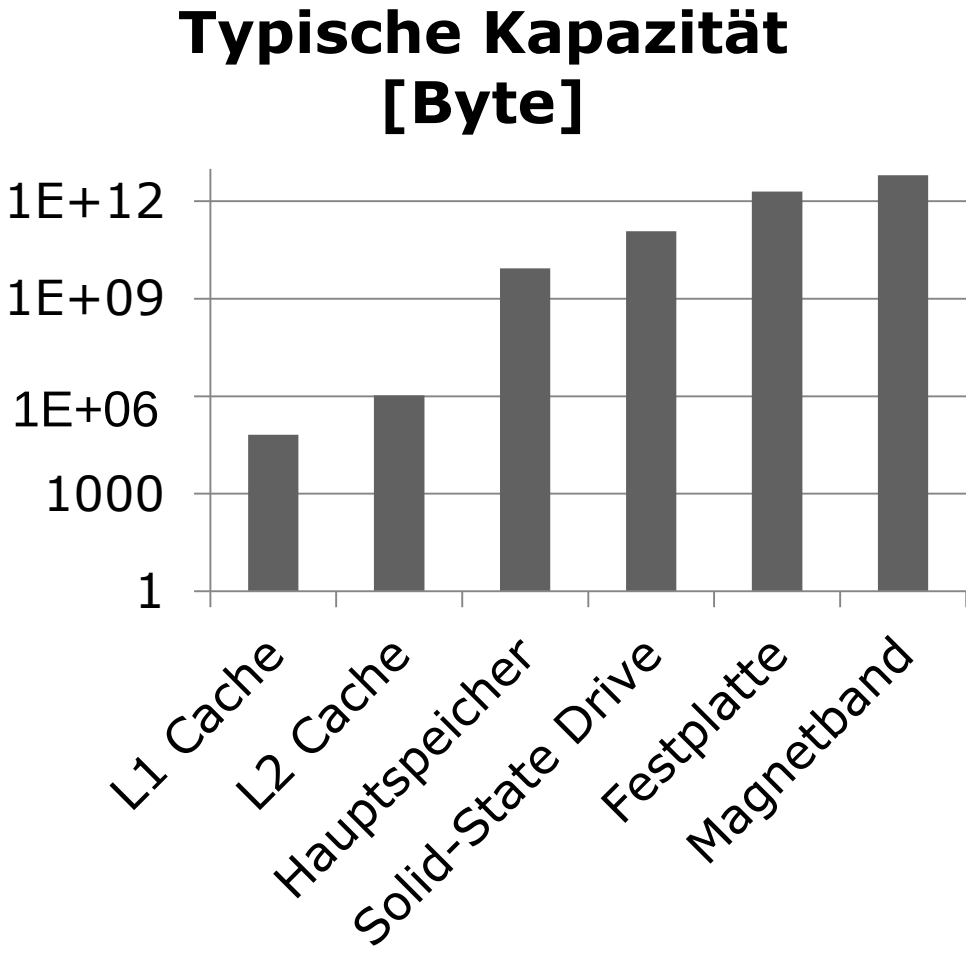
- Aufbau einfacher Rechner
- Überblick: Aufgabe, historische Entwicklung, unterschiedliche Arten von Betriebssystemen
- Betriebssysteme: Komponenten & Konzepte
  - Dateisysteme
  - Prozesse
  - Nebenläufigkeit und wechselseitiger Ausschluss
  - Deadlocks
  - Scheduling
  - **Speicherverwaltung**
  - Sicherheit

Speicherhierarchie

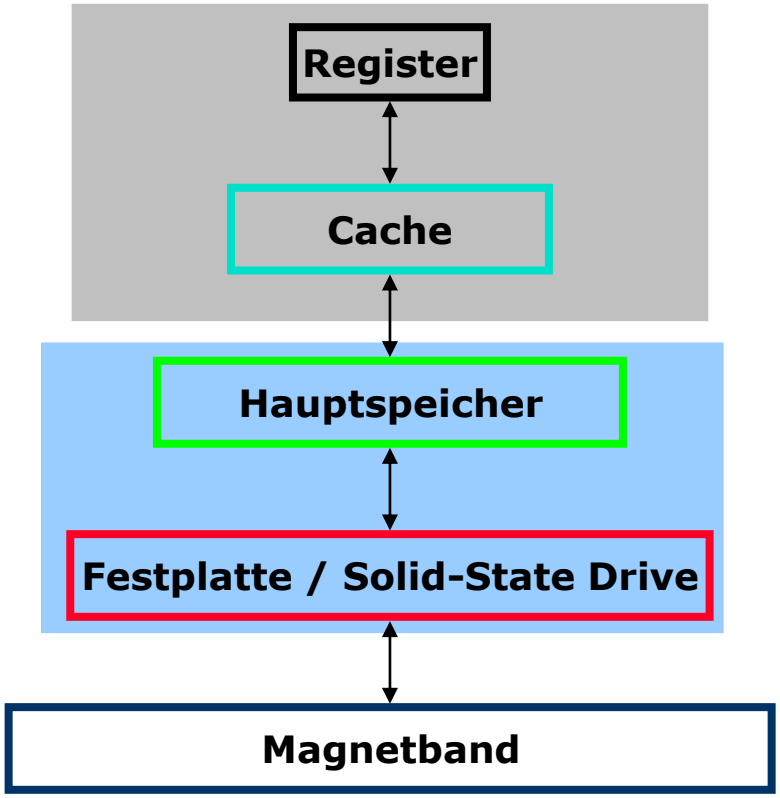


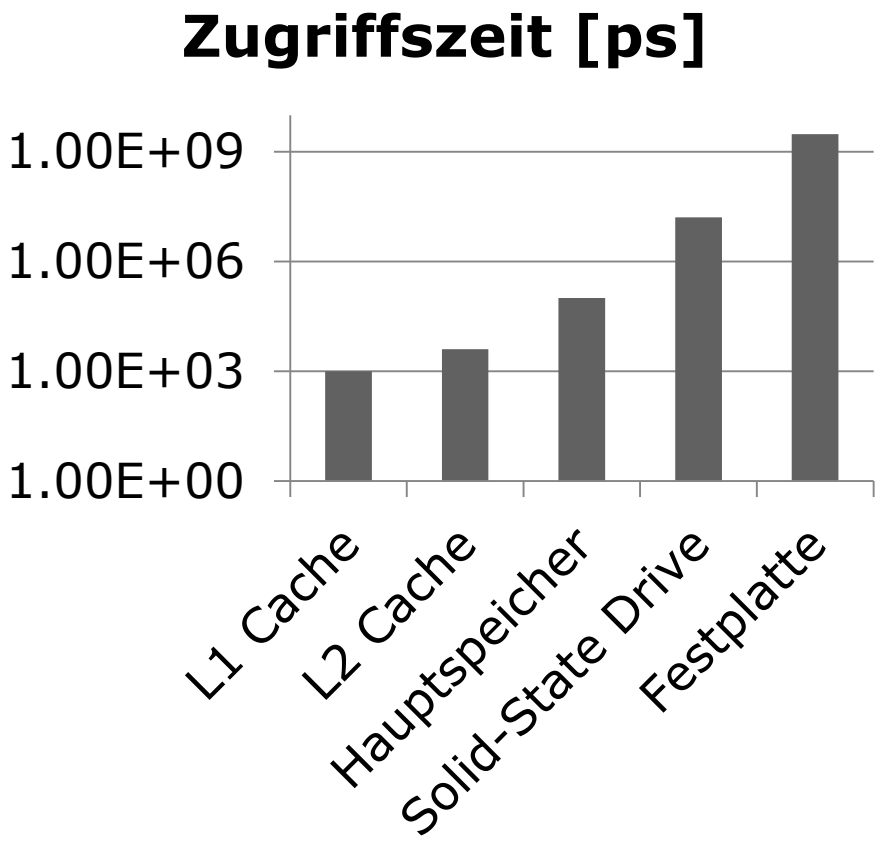
Speicherhierarchie



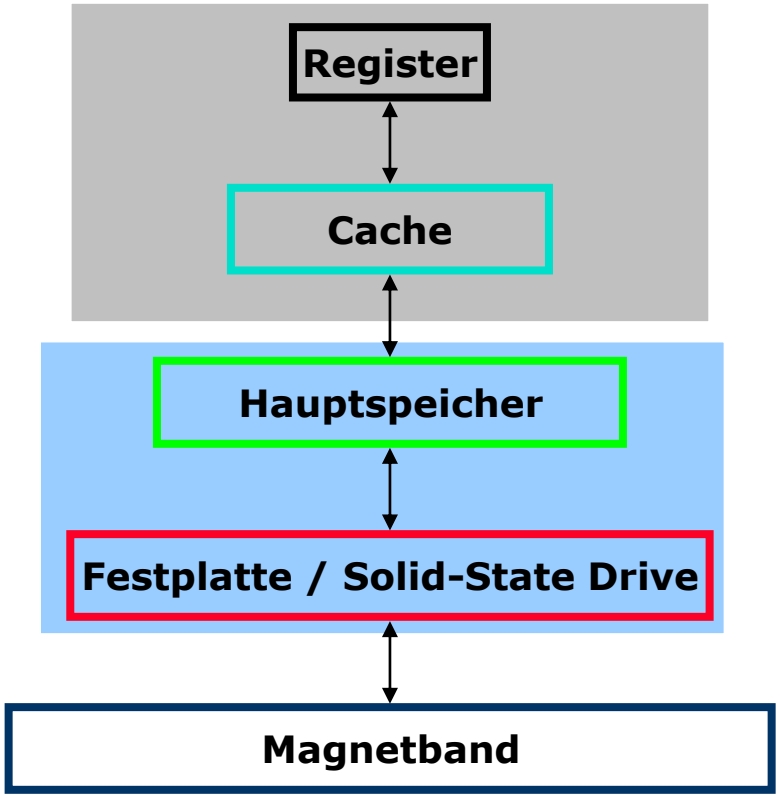


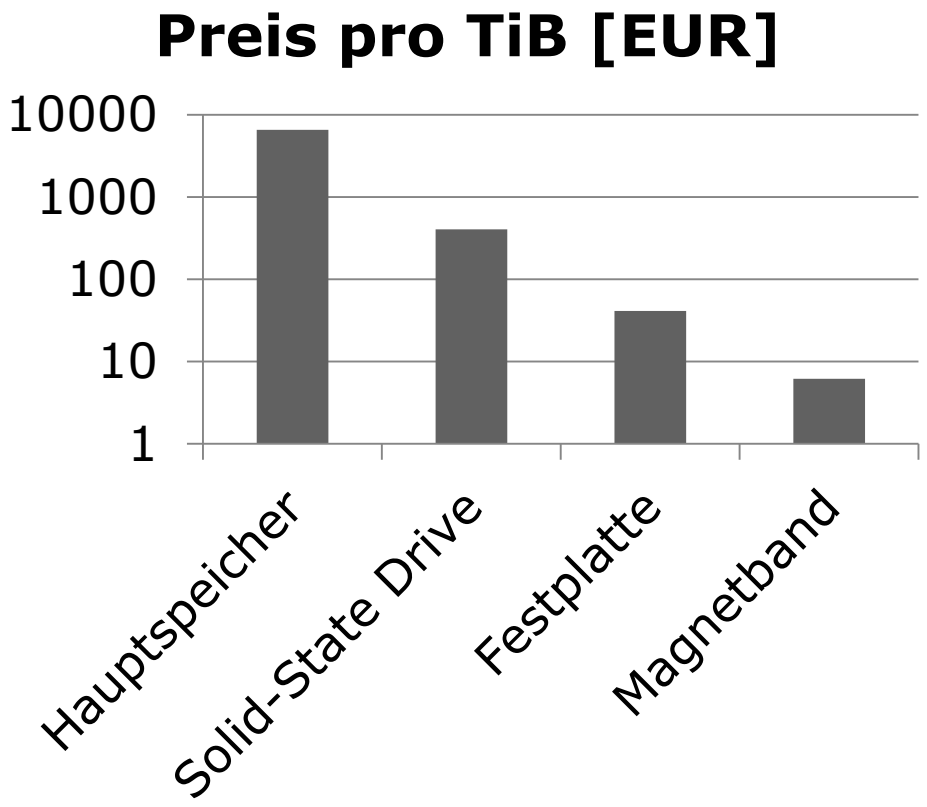
Speicherhierarchie



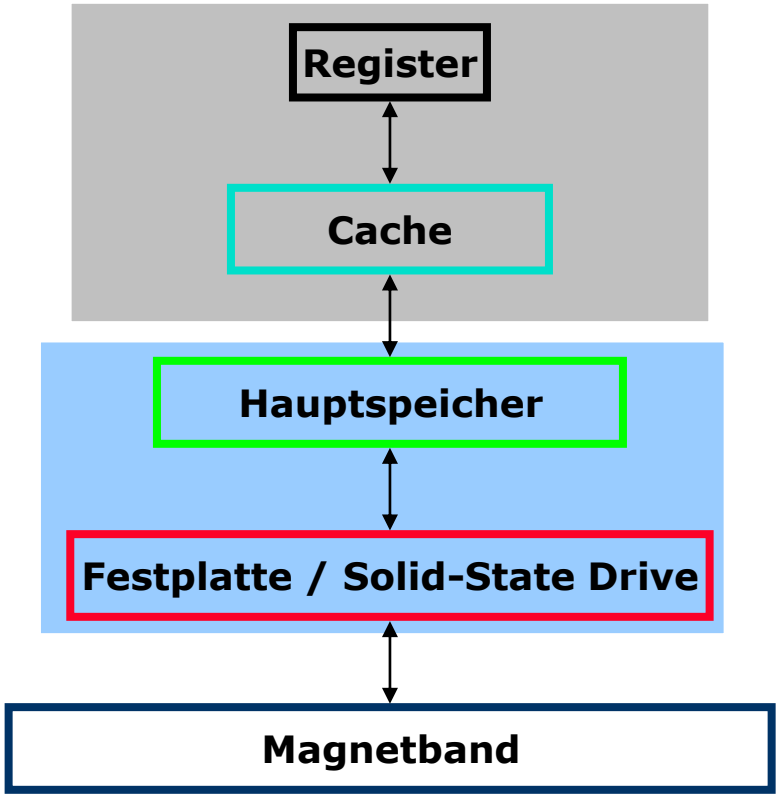


Speicherhierarchie





Speicherhierarchie



Kleine Kapazität, kurze Zugriffszeit,
hohe Kosten pro Bit

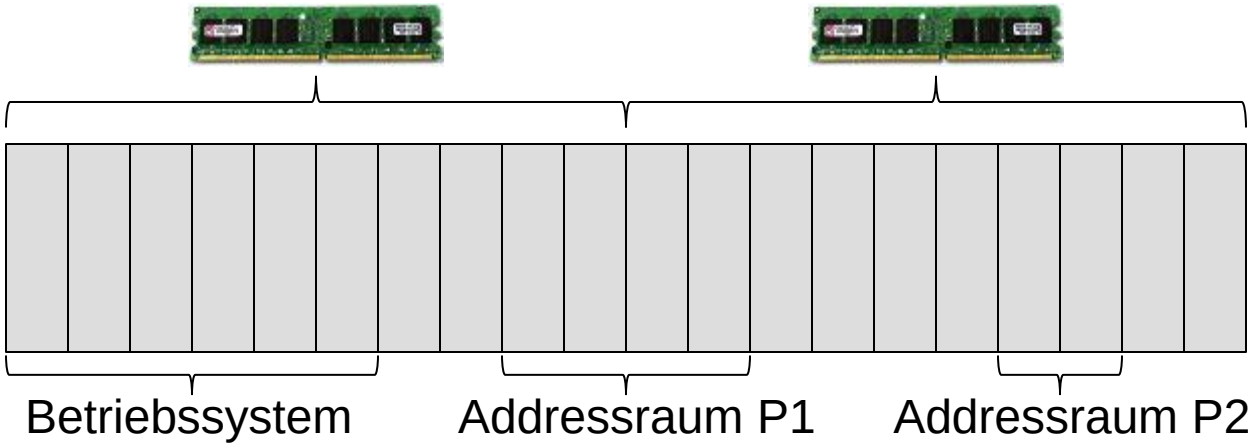
Große Kapazität, lange Zugriffszeit,
niedrige Kosten pro Bit

Einführung

- Hauptspeicher ist in mehrere Bereiche aufgeteilt
  - Bereich für das Betriebssystem
  - Bereich für Prozesse
- Speicherverwaltung: Dynamische Aufteilung entsprechend aktueller Prozesse
- Speicher muss effizient aufgeteilt werden, damit möglichst viele Prozesse Platz haben

Adressraum

- Abstraktion vom physikalischen Speicher
- Speicherzellen im Hauptspeicher haben eindeutige Adresse
- Adressraum: Menge von Adressen, die ein Prozess benutzen darf (lesen / schreiben)
- Jeder Prozess hat eigenen Adressraum



Anforderungen an Speicherverwaltung

- Bereitstellung von Platz im Hauptspeicher für Betriebssystem und Prozesse
- Ziel aus Betriebssystemsicht: Möglichst viele Prozesse im Speicher
- Fünf wichtige Anforderungen:
  - Relokation
  - Schutz
  - Gemeinsame Nutzung
  - Logische Organisation
  - Physikalische Organisation

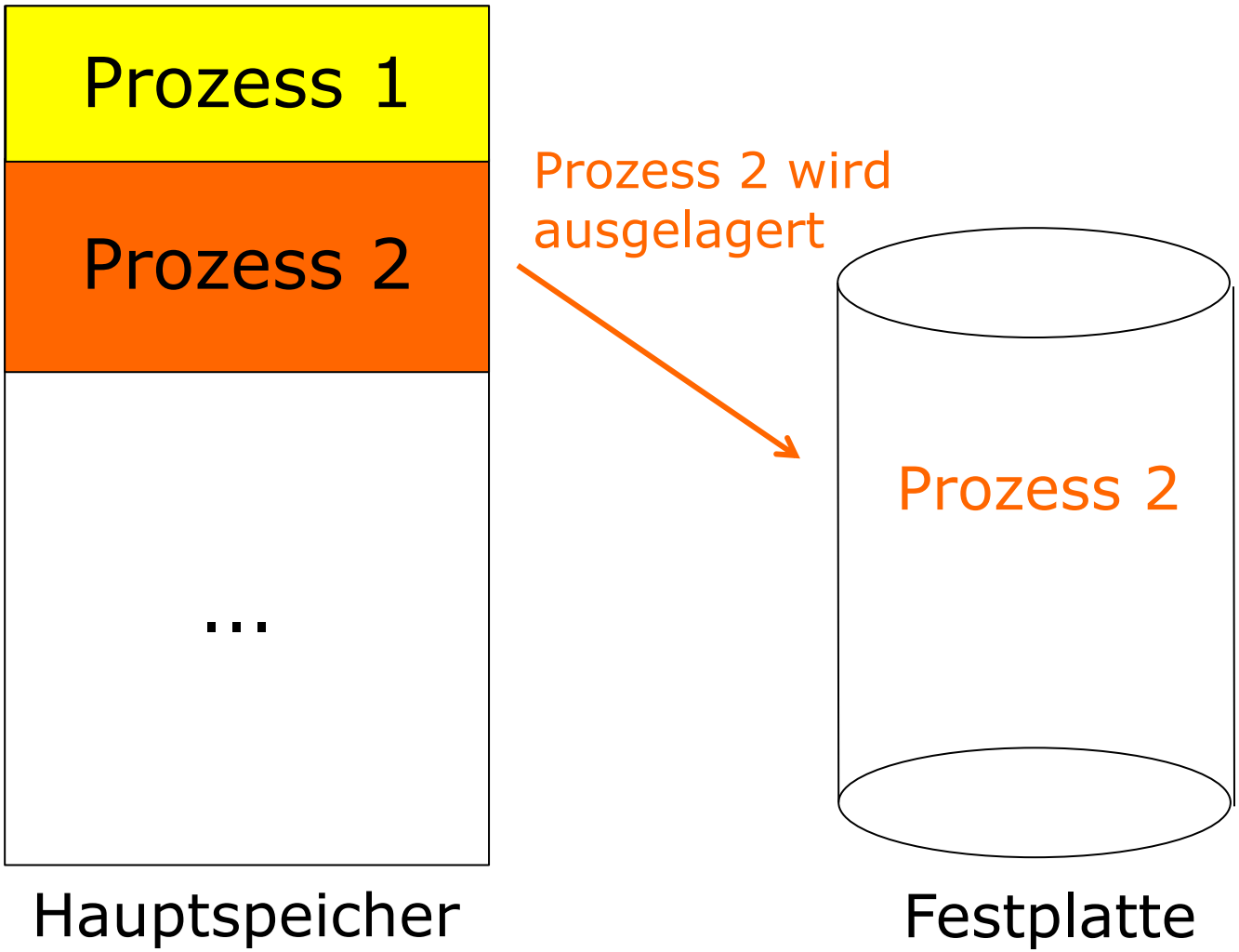
Anforderungen an Speicherverwaltung

- Bereitstellung von Platz im Hauptspeicher für Betriebssystem und Prozesse
- Ziel aus Betriebssystemsicht: Möglichst viele Prozesse im Speicher
- Fünf wichtige Anforderungen:
  - **Relokation**
  - Schutz
  - Gemeinsame Nutzung
  - Logische Organisation
  - Physikalische Organisation

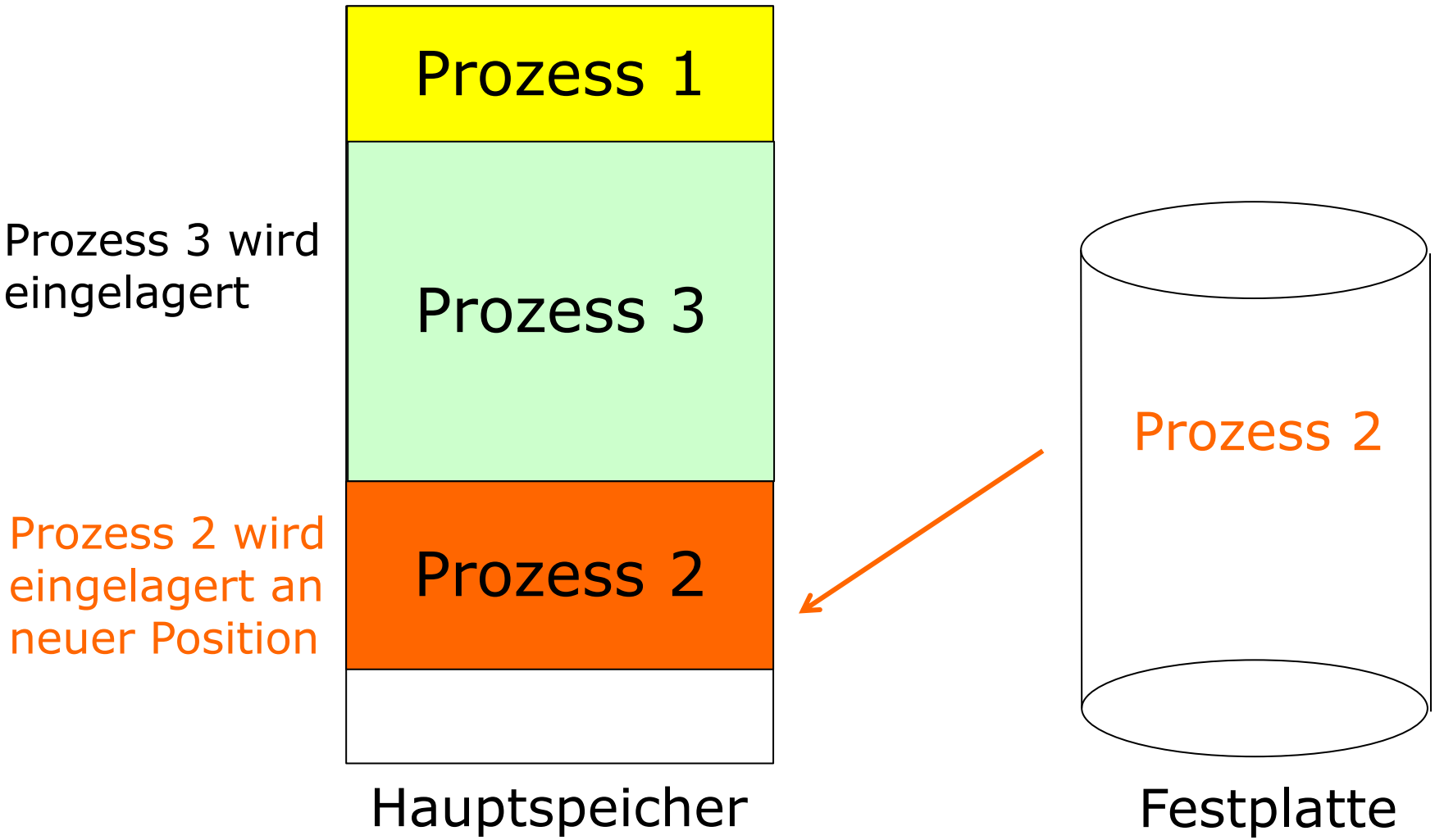
Relokation (1)

- Relokation = Verlagerung
- Mehrere Prozesse gleichzeitig im System
- Auslagern und Wiedereinlagern von Prozessen aus dem Hauptspeicher
- Ort der Einlagerung im Voraus unbekannt

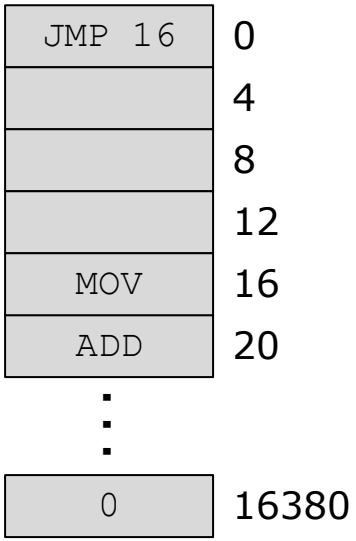
Relokation (2)



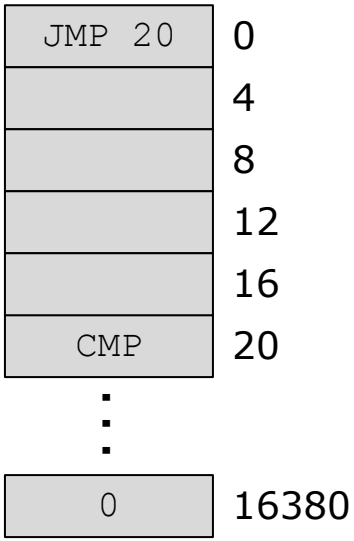
Relokation (3)



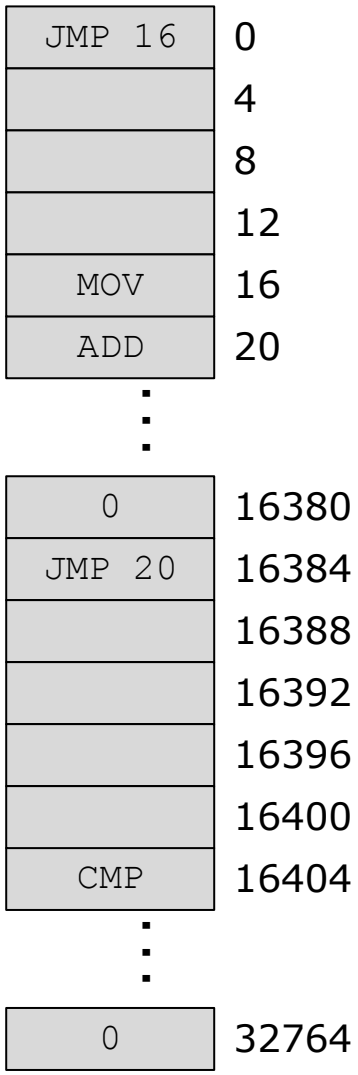
Beispiel Relokationsproblem



Programm A



Programm B

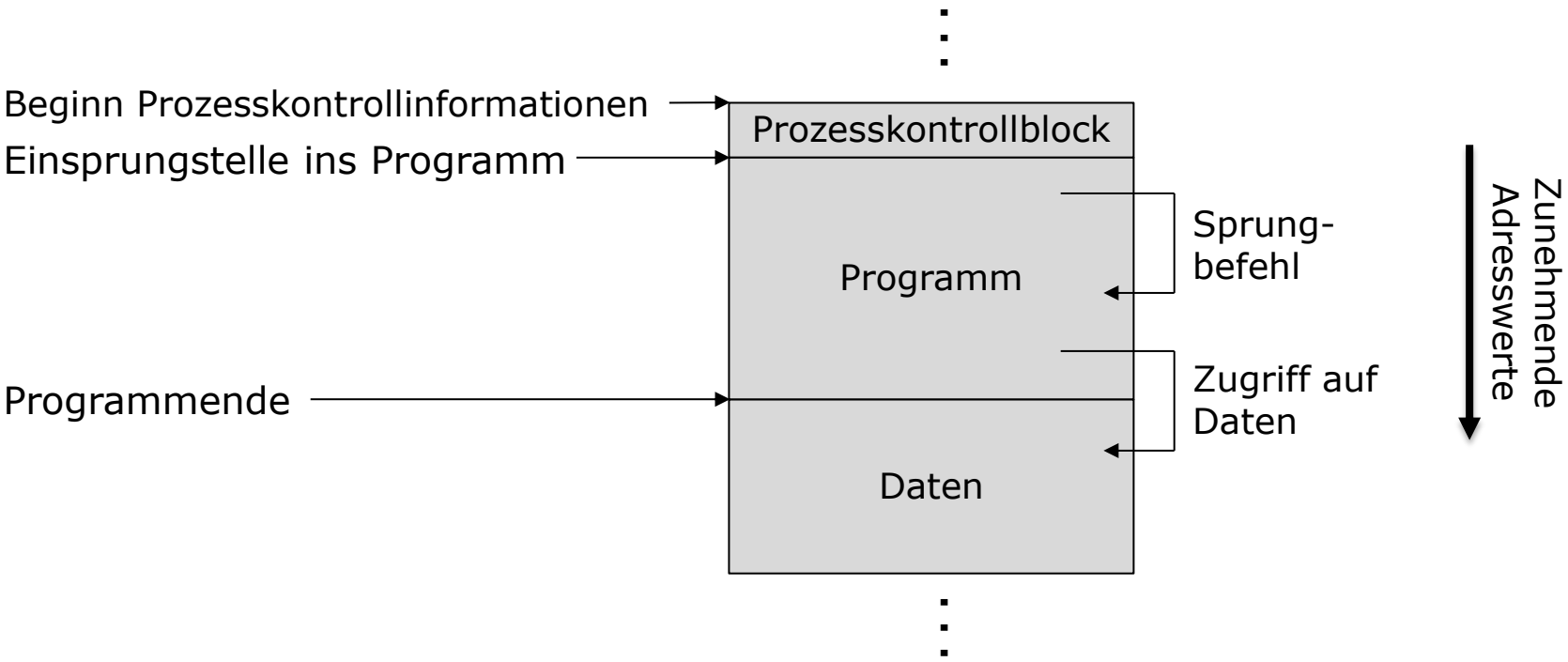


A und B im Speicher

Relokation (4)

- Problem: Speicherreferenzen innerhalb des Programms
- Absolute Sprungbefehle: Adresse auf den nächsten auszuführenden Befehl
- Datenzugriffsbefehle: Adresse des Bytes, das referenziert wird
- Prozessorhardware und Betriebssystem müssen die Speicherreferenzen in physikalische Speicheradressen übersetzen

Relokation (5)



- Beispiel Sprungbefehl: `JMP i`
- Beispiel Datenzugriffsbefehl: `MOV REG1,j`

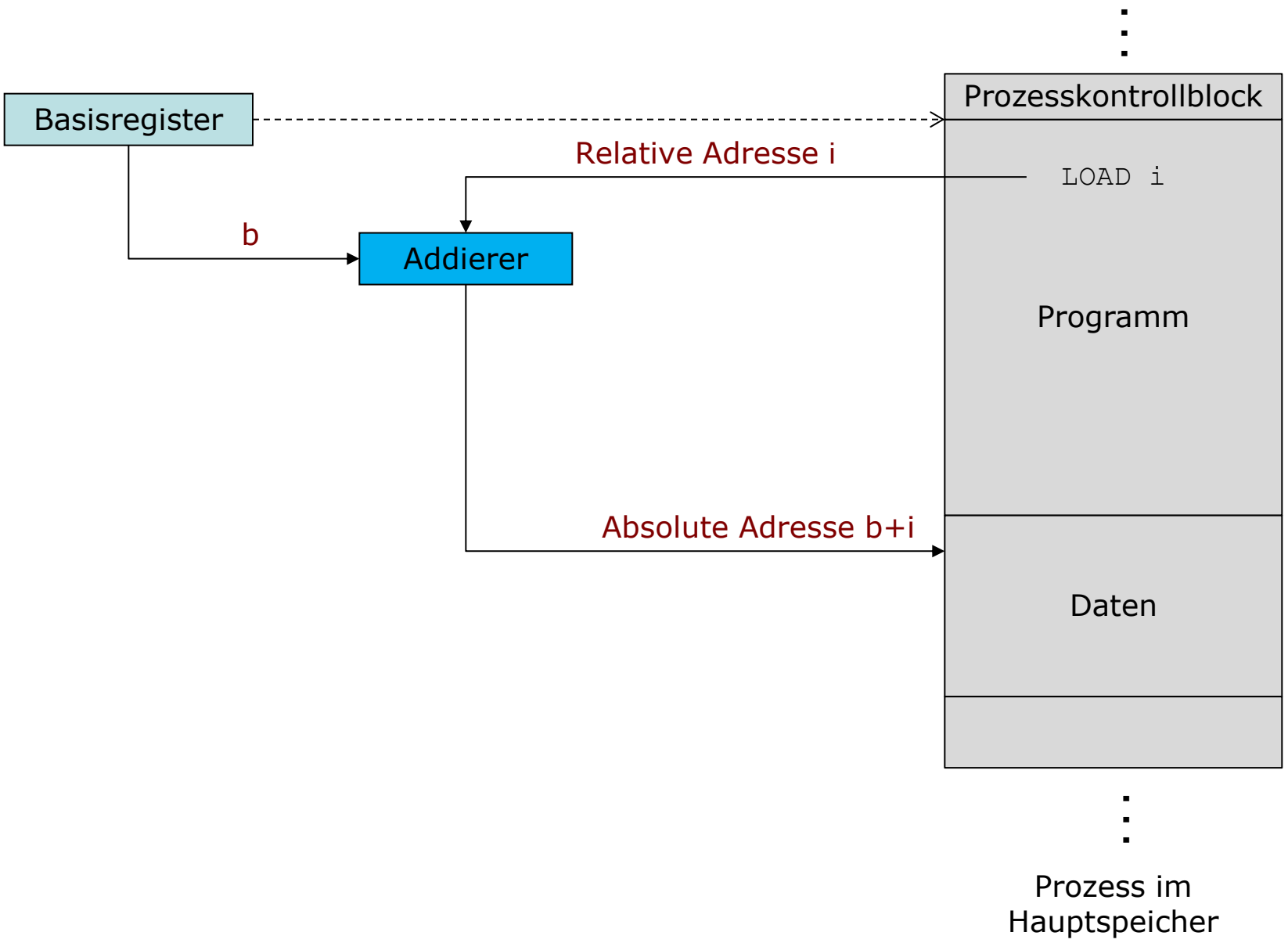
Relokation (6)

- Physikalische bzw. absolute Adresse: Konkrete Stelle im Hauptspeicher
- Logische Adresse: Bezug auf eine Speicherstelle, unabhängig von der aktuellen Zuteilung im Speicher
- Relative Adresse:
  - Spezialfall einer logischen Adresse
  - Adresse relativ zu einem bekannten Punkt (in der Regel Programmanfang)

Relokation (7)

- Dynamisches Laden zur Laufzeit: Berechnung von absoluten Adressen aus relativen Adressen durch Hardware
- Beim Einlagern: Adresse des Programm-anfangs wird im Basisregister gespeichert

Relokation über Basisregister



Relokation (7)

- Dynamisches Laden zur Laufzeit: Berechnung von absoluten Adressen aus relativen Adressen durch Hardware
- Beim Einlagern: Adresse des Programm-anfangs wird im Basisregister gespeichert
- Absolute Adresse: Relative Adresse wird um den Wert erhöht, der sich im Basisregister befindet

Anforderungen an Speicherverwaltung

- Bereitstellung von Platz im Hauptspeicher für Betriebssystem und Prozesse
- Ziel aus Betriebssystemsicht: Möglichst viele Prozesse im Speicher
- Fünf wichtige Anforderungen:
  - Relokation
  - **Schutz**
  - Gemeinsame Nutzung
  - Logische Organisation
  - Physikalische Organisation

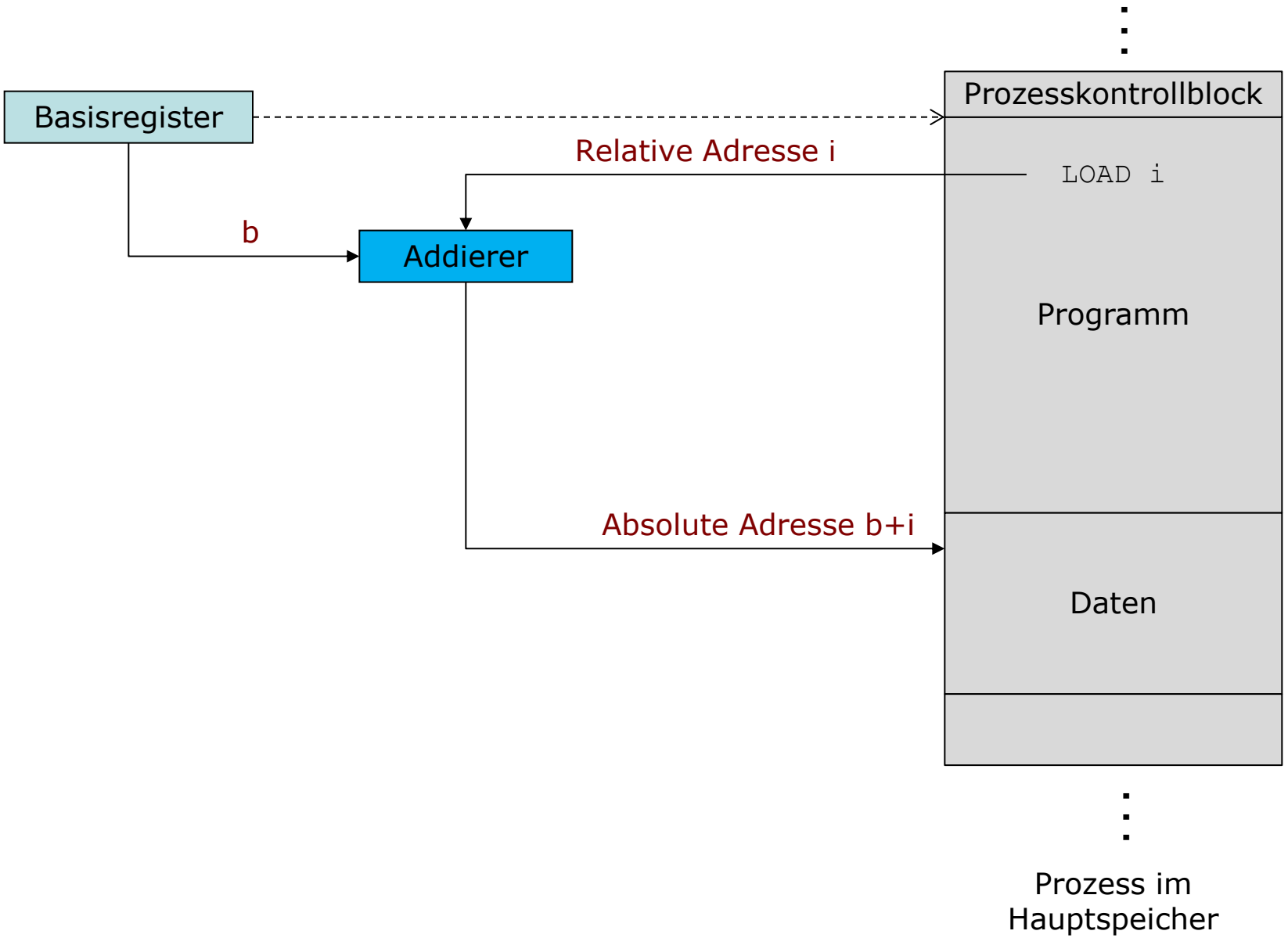
Schutz (1)

- Schutz von Prozessen gegen Störungen durch andere Prozesse
- Überprüfung aller Speicherzugriffe notwendig
- Schwierigkeit: I.d.R. nicht zur Übersetzungszeit eines Programms überprüfbar
- Grund: Dynamisch berechnete Adressen während der Laufzeit, absolute Adressen nicht bekannt

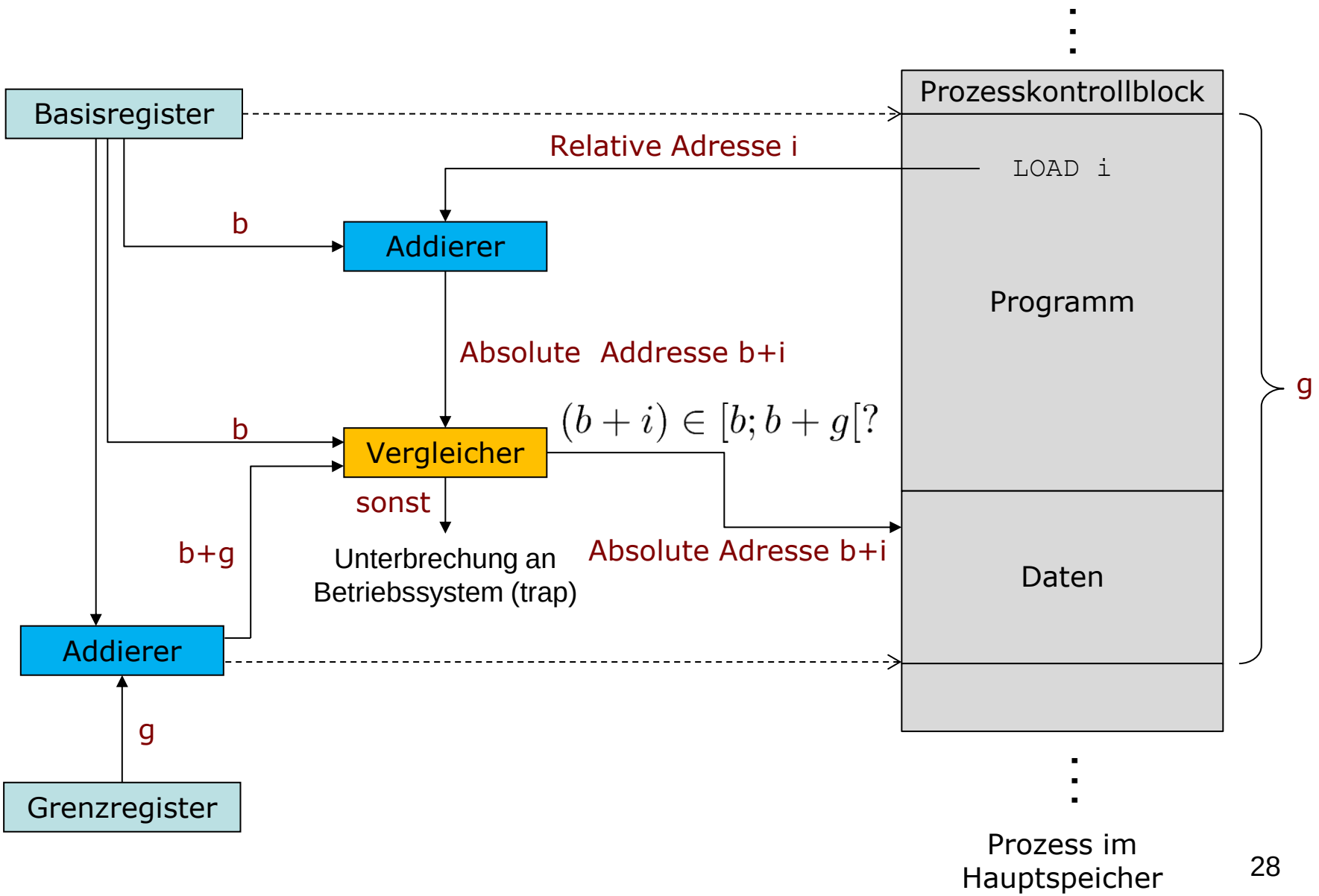
Schutz (2)

- Lösung: Dynamische Überprüfung zur Laufzeit
- Ggf. Abbruch von Befehlen bei Zugriff auf Datenbereich anderer Prozesse
- Grenzregister/Limitregister: Enthält die Größe des Adressraums eines Programms

Relokation und Schutz (1)



Relokation und Schutz (1)



Relokation und Schutz (2)

- Absolute Adresse: Relative Adresse wird um den Wert erhöht, der sich im Basisregister befindet
- Vergleich der resultierenden Adresse
  - Mit Basisregister
  - Mit Basisregister + Grenzregister
- Befehlsausführung nur, wenn die Adresse innerhalb der Grenzen liegt, sonst Interrupt

Relokation und Schutz (3)

http://xkcd.com/371/

Anforderungen an Speicherverwaltung

- Bereitstellung von Platz im Hauptspeicher für Betriebssystem und Prozesse
- Ziel aus Betriebssystemsicht: Möglichst viele Prozesse im Speicher
- Fünf wichtige Anforderungen:
  - Relokation
  - Schutz
  - **Gemeinsame Nutzung**
  - Logische Organisation
  - Physikalische Organisation

Gemeinsame Nutzung

- Kontrollierter Zugriff mehrerer Prozesse auf gemeinsam genutzte Bereiche des Speichers
- Anwendungsbeispiele:
  - Ausführung des gleichen Programms durch eine Reihe von Prozessen, Code nur einmal im Speicher
  - Zugriff auf dieselbe Datenstruktur bei Zusammenarbeit von Prozessen
  - Kooperation von Prozessen über gemeinsam genutzten Datenspeicher („Shared Memory“)

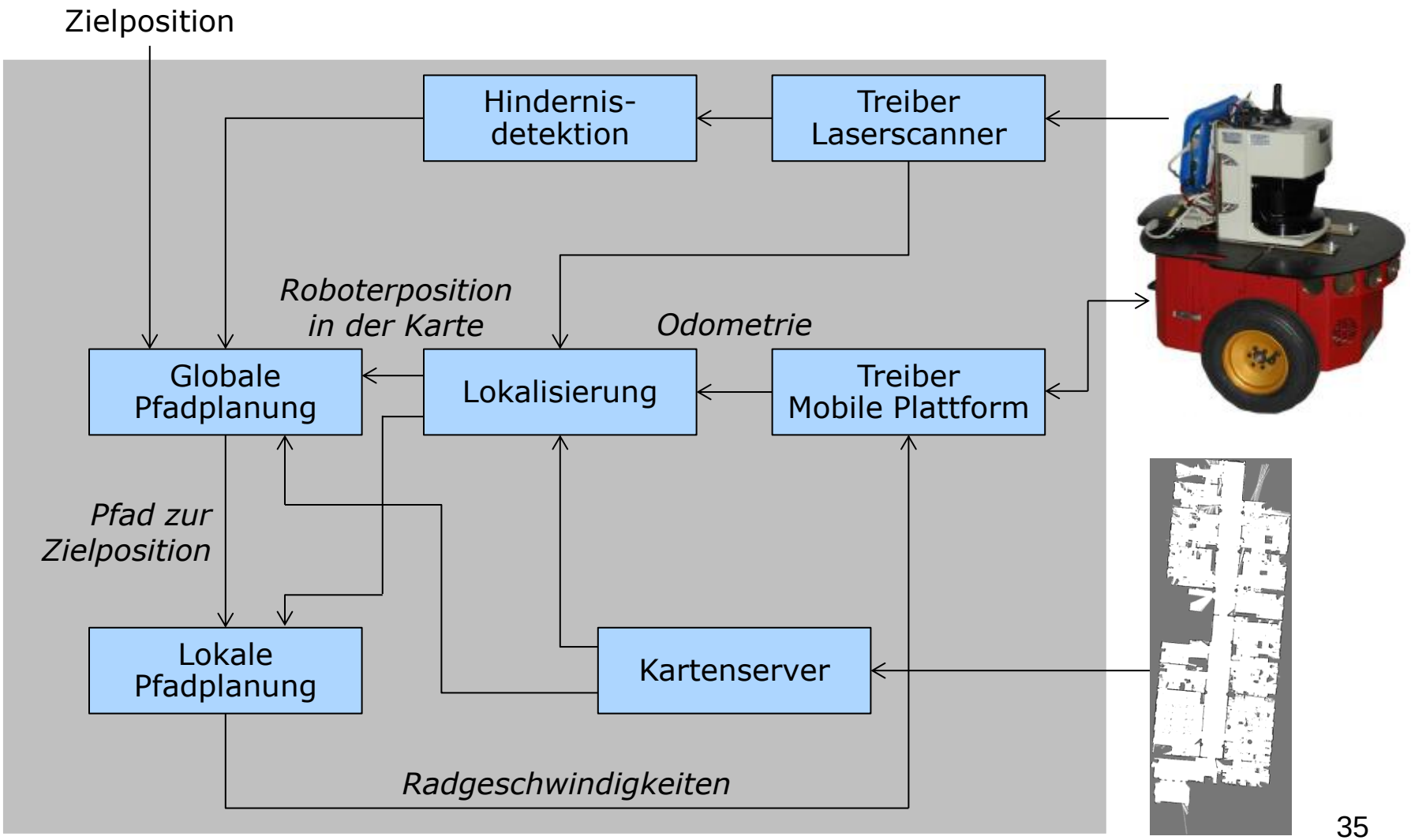
Anforderungen an Speicherverwaltung

- Bereitstellung von Platz im Hauptspeicher für Betriebssystem und Prozesse
- Ziel aus Betriebssystemsicht: Möglichst viele Prozesse im Speicher
- Fünf wichtige Anforderungen:
  - Relokation
  - Schutz
  - Gemeinsame Nutzung
  - **Logische Organisation**
  - Physikalische Organisation

Logische Organisation

- Logischer Aufbau großer Programme:
  - Verschiedene Module
  - Unabhängig übersetzt; Referenzen auf Funktionen in anderen Modulen werden erst zur Laufzeit aufgelöst
  - Verschiedene Module können unterschiedliche Grade von Schutz besitzen (z.B. nur lesen / ausführen)
  - Gemeinsame Nutzung von Modulen durch verschiedene Prozesse
- Betriebssystem muss mit Modulen umgehen können

Exkurs Logische Organisation: Mobile Roboterplattform



Anforderungen an Speicherverwaltung

- Bereitstellung von Platz im Hauptspeicher für Betriebssystem und Prozesse
- Ziel aus Betriebssystemsicht: Möglichst viele Prozesse im Speicher
- Fünf wichtige Anforderungen:
  - Relokation
  - Schutz
  - Gemeinsame Nutzung
  - Logische Organisation
  - **Physikalische Organisation**

Physikalische Organisation

- Betrachte zwei Ebenen
  - Hauptspeicher (schnell, teuer, flüchtig)
  - Festplatte (langsam, billig, nicht flüchtig)
- Grundproblem: Daten zwischen Haupt- und Sekundärspeicher verschieben
  - Aufwändig, erschwert durch Multiprogramming
  - Verwaltung durch das Betriebssystem

Grundlegende Methoden der Speicherverwaltung

Partitionierung

- Speicheraufteilung zwischen verschiedenen Prozessen (Partitionierung mit festen Grenzen)

Paging

- Einfaches Paging / kombiniert mit Konzept des virtuellen Speichers

Segmentierung

- Einfache Segmentierung / kombiniert mit Konzept des virtuellen Speichers

Lehrevaluation

- Zeitraum: 16.01.2017 – 29.1.2017
- Einladung via E-Mail über HisInOne
- Bitte online ausfüllen

Grundlegende Methoden der Speicherverwaltung

Partitionierung

- Speicheraufteilung zwischen verschiedenen Prozessen (Partitionierung mit festen Grenzen)

Paging

- Einfaches Paging / kombiniert mit Konzept des virtuellen Speichers

Segmentierung

- Einfache Segmentierung / kombiniert mit Konzept des virtuellen Speichers

Partitionierung

- Aufteilung des Speichers in Bereiche mit festen Grenzen
- Fester, zusammenhängender Teil des Hauptspeichers für Betriebssystem
- Pro Prozess ein zusammenhängender Teil des Speichers
- Verschiedene Varianten:
  1. Statische Partitionierung
  2. Dynamische Partitionierung
  3. Buddy-Verfahren

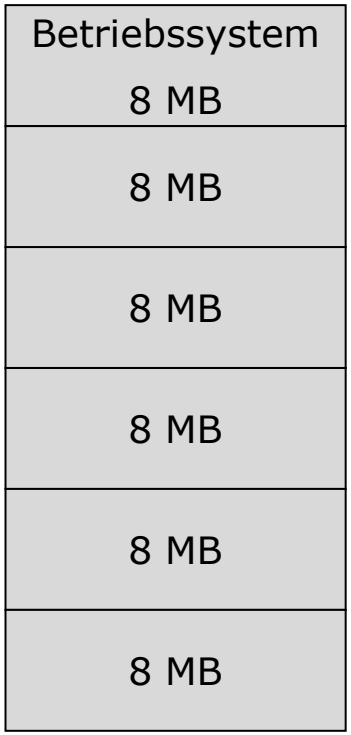
Partitionierung

- Aufteilung des Speichers in Bereiche mit festen Grenzen
- Fester, zusammenhängender Teil des Hauptspeichers für Betriebssystem
- Pro Prozess ein zusammenhängender Teil des Speichers
- Verschiedene Varianten:
  1. **Statische Partitionierung**
  2. Dynamische Partitionierung
  3. Buddy-Verfahren

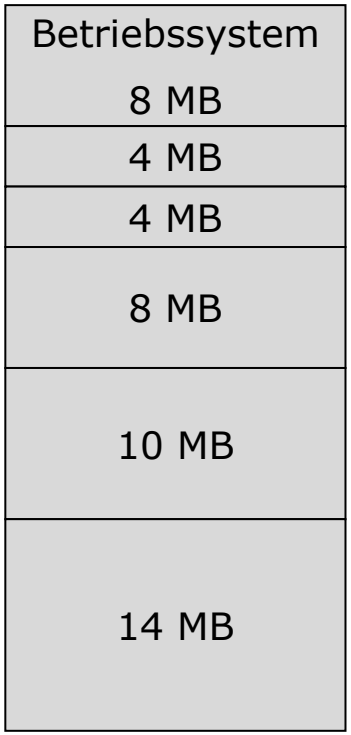
Statische Partitionierung (1)

- Einteilung des Speichers in feste Anzahl von Partitionen
- Zwei Varianten

Alle Partitionen mit gleicher Länge



Partitionen mit unterschiedlicher Länge



Statische Partitionierung (2)

Zuweisung von Partitionen an Prozesse:

- Bei Bereichen mit gleicher Länge: trivial
- Bei Bereichen mit variabler Länge: Kleinste verfügbare Partition, die gerade noch ausreicht (Verwaltung nicht trivial)
- Oft Speicherbedarf nicht im Voraus feststellbar (dafür Verfahren des virtuellen Speichers, siehe später)

Statische Partitionierung (3)

Probleme bei gleich großen Partitionen:

- Programm zu groß für Partition
- Interne Fragmentierung: Platzverschwendung, wenn Programm kleiner als Größe der zugeordneten Partition
- Fest vorgegebene, maximale Anzahl von Prozessen im Speicher

Partitionen variabler Länge

- Größere Programme können untergebracht werden
- Kleinere Programme führen zu geringerer interner Fragmentierung

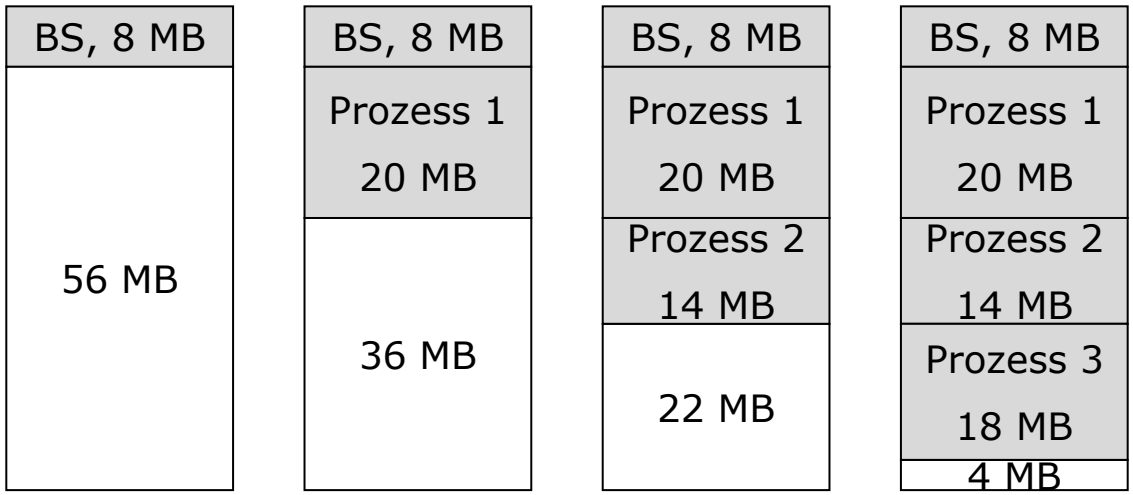
Partitionierung

- Aufteilung des Speichers in Bereiche mit festen Grenzen
- Fester, zusammenhängender Teil des Hauptspeichers für Betriebssystem
- Pro Prozess ein zusammenhängender Teil des Speichers
- Verschiedene Varianten:
  1. Statische Partitionierung
  2. **Dynamische Partitionierung**
  3. Buddy-Verfahren

Dynamische Partitionierung (1)

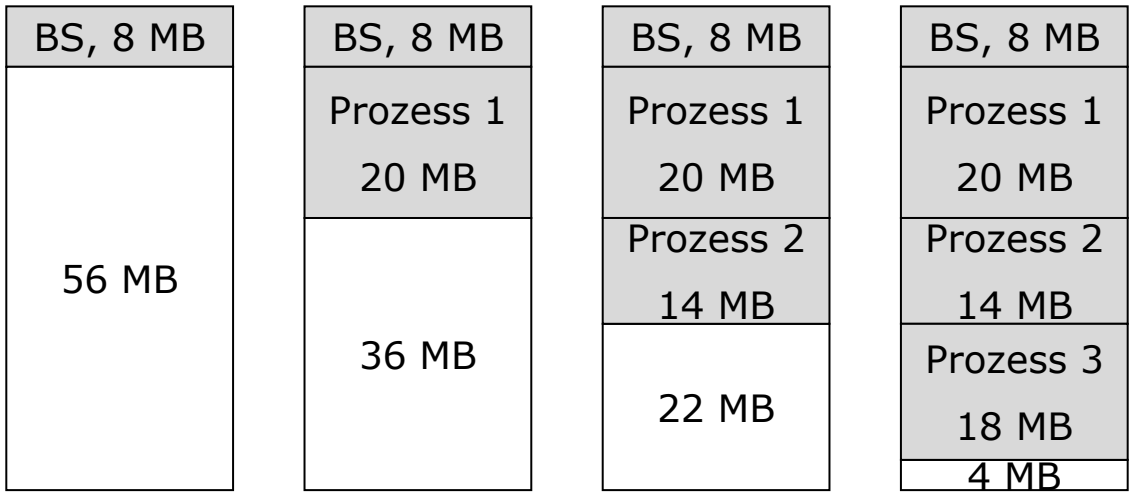
- Einteilung des Speichers in Partitionen
  - variable Länge
  - variable Anzahl
- Prozesse erhalten exakt passende Speicher-bereiche (keine interne Fragmentierung)
- Aber: Ein- und Auslagern führt zu externer Fragmentierung, Vielzahl kleiner Lücken, Speicherauslastung nimmt ab

Dynamische Partitionierung (2)

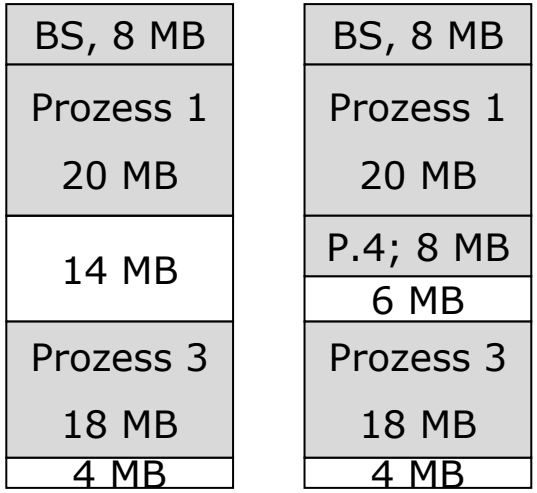


Anforderung:
Prozess 4
braucht 8 MB

Dynamische Partitionierung (2)



Anforderung: Prozess 4 braucht 8 MB

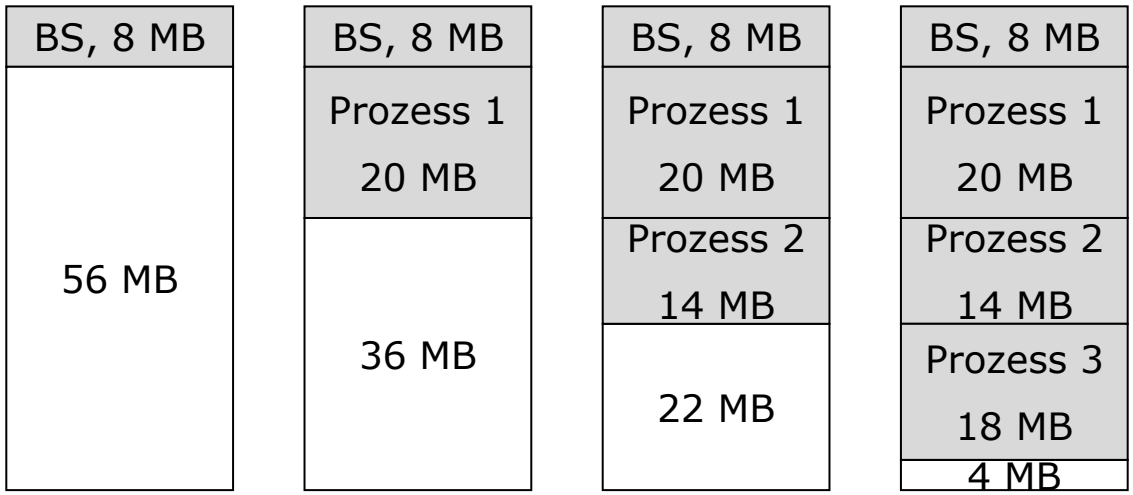


Prozess 2 wird ausgelagert

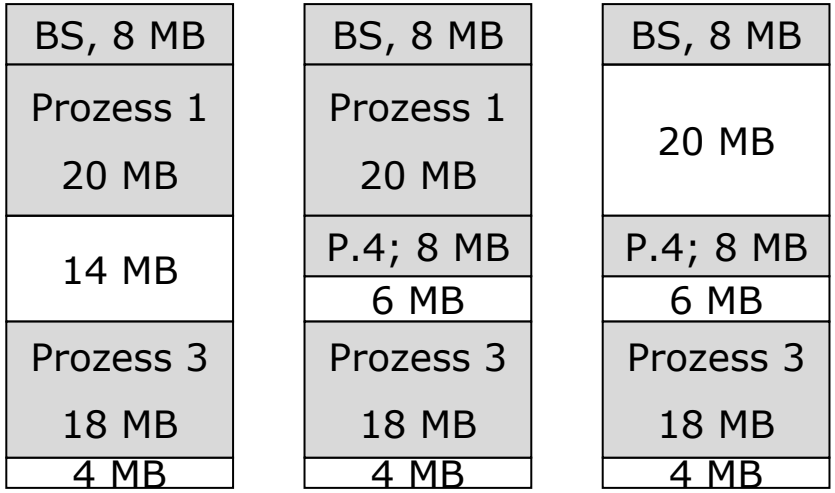
Genügend Platz für Prozess 4, aber Lücke entsteht

Annahme: Kein Prozess im Hauptspeicher bereit, aber ausgelagerter Prozess 2 (14MB) bereit

Dynamische Partitionierung (2)



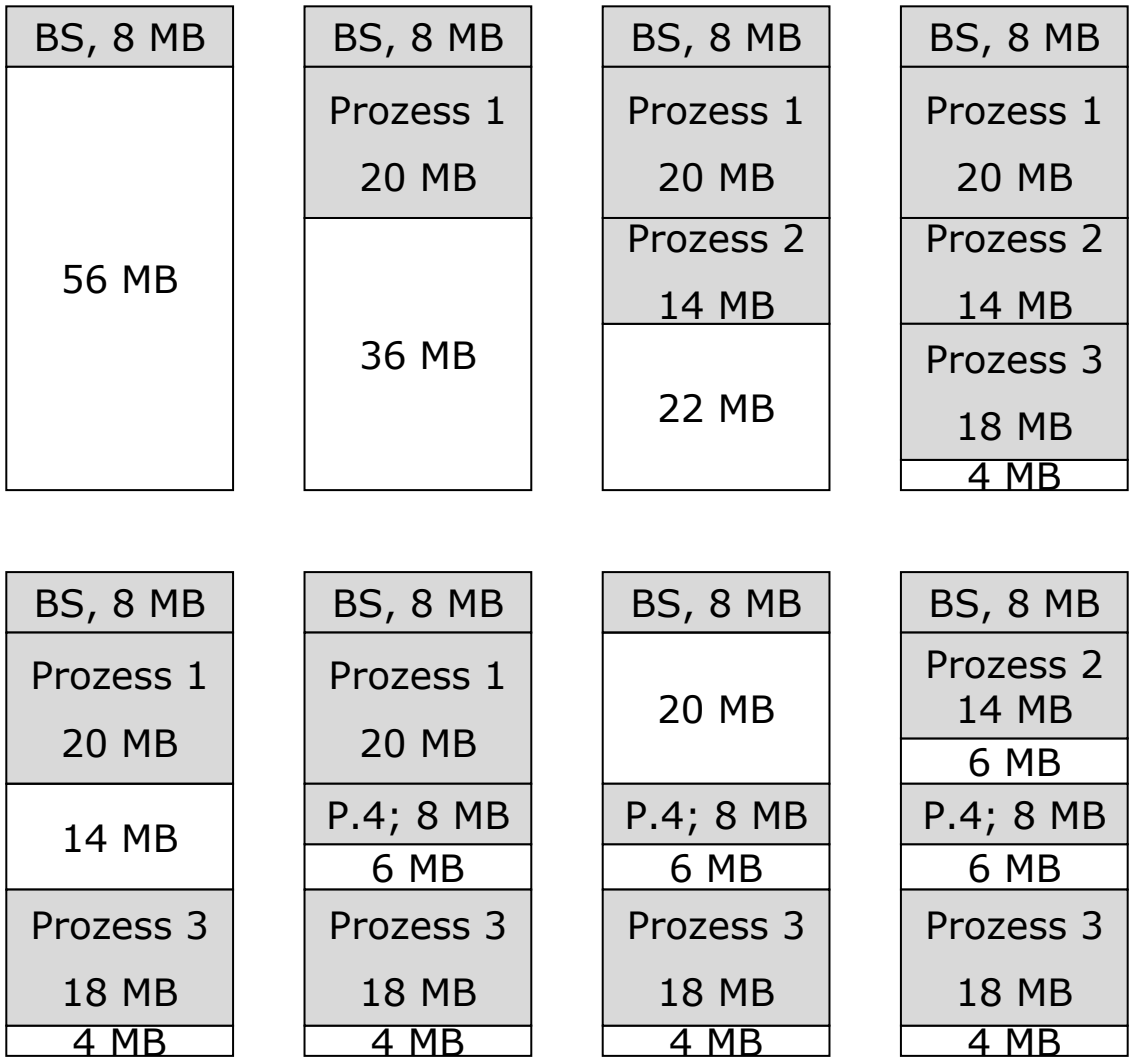
Anforderung: Prozess 4 braucht 8 MB



Prozess 2 wird ausgelagert

Da nicht genügend Platz für Prozess 2: Prozess 1 wird ausgelagert

Dynamische Partitionierung (2)



Dynamische Partitionierung (3)

Defragmentierung möglich, aber

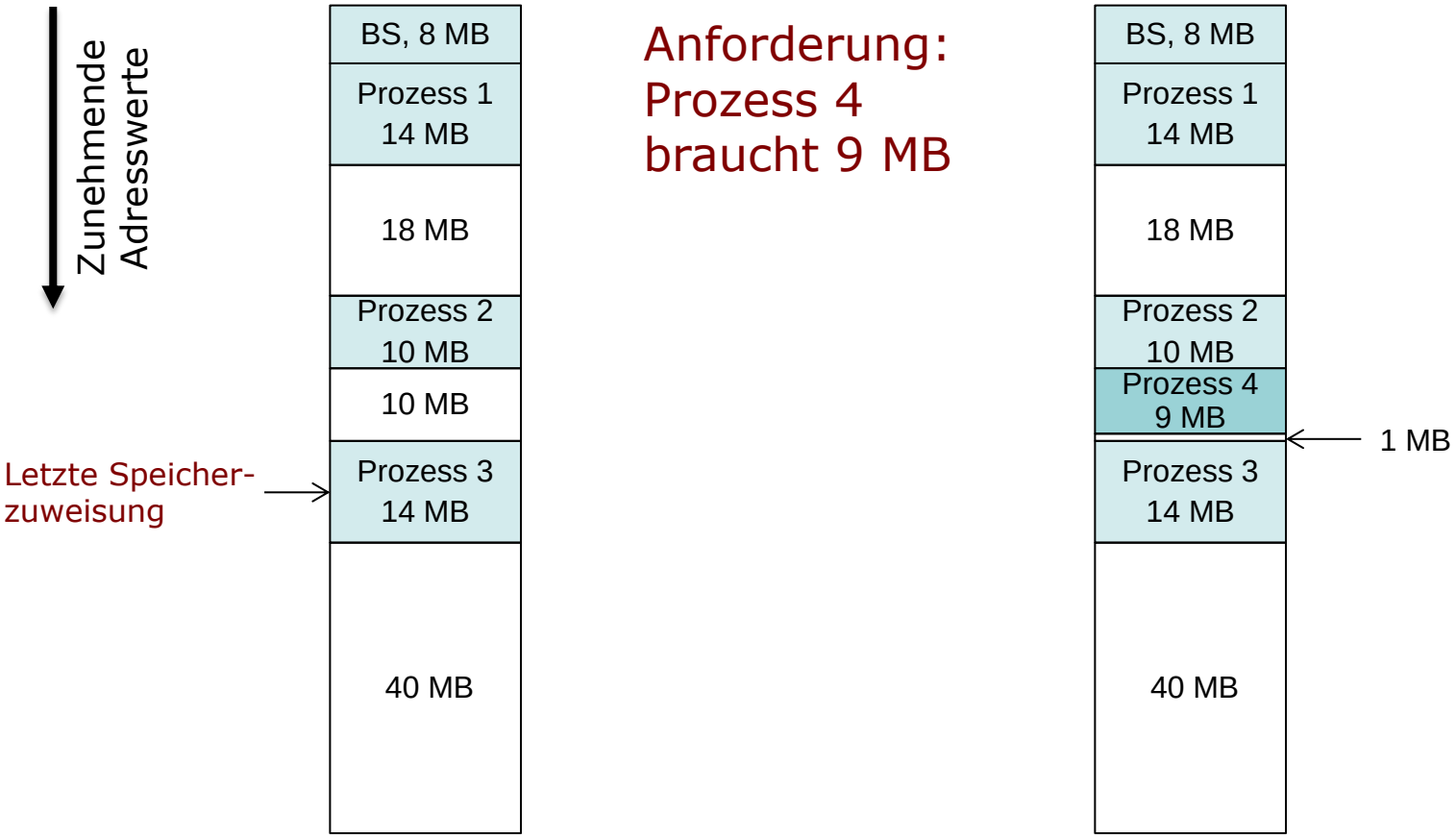
- Verschiebung aufwändig: Speicherzuteilungsstrategie wichtig
- Speicherverdichtung nur erfolgreich, wenn dynamische Relokation möglich

Dynamische Partitionierung (4)

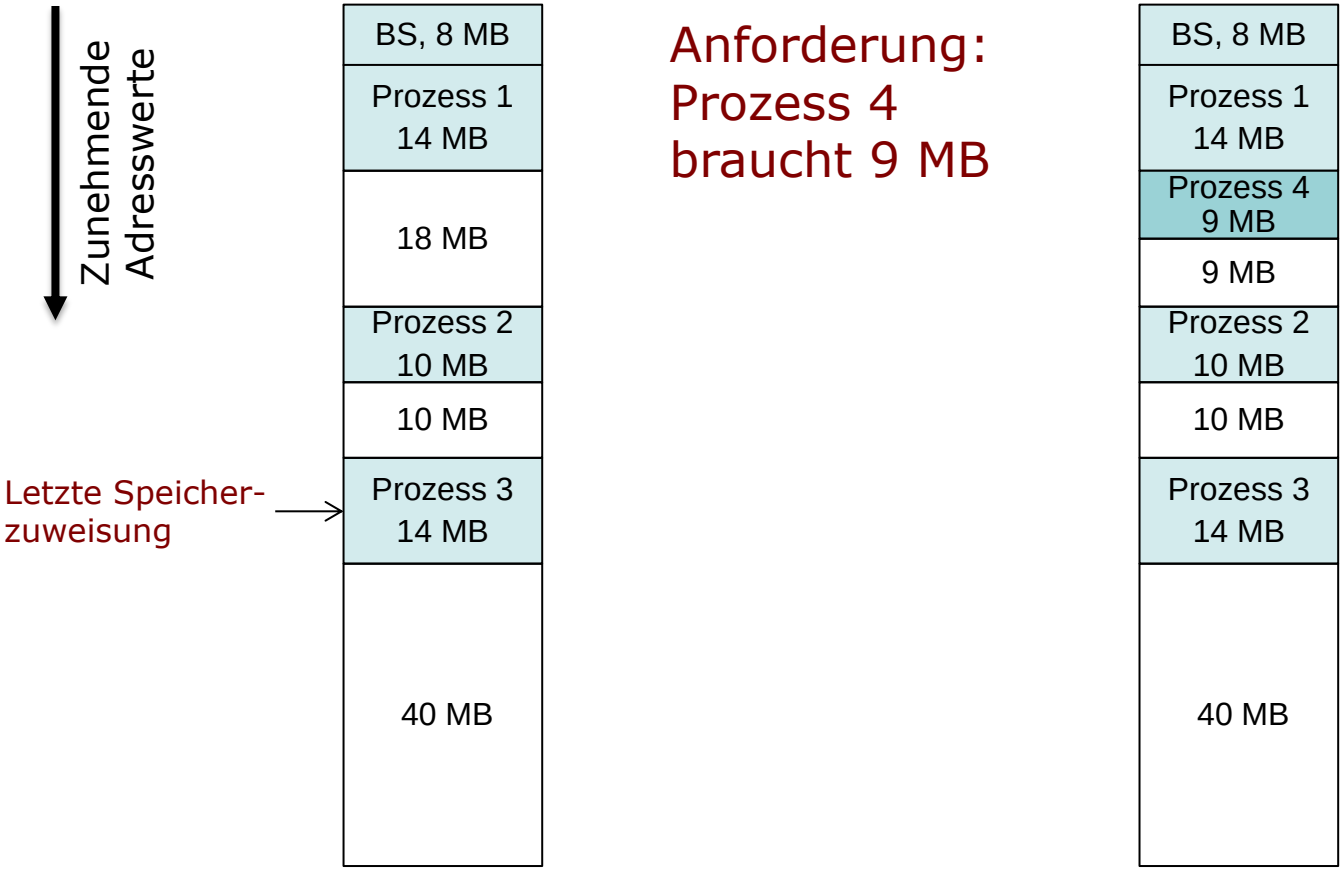
Speicherzuteilungsalgorithmen:

- Best Fit: Suche kleinsten Block, der ausreicht
- First Fit: Suche beginnend mit Speicheranfang bis ausreichend großer Block gefunden
- Next Fit: Suche beginnend mit der Stelle der letzten Speicherzuweisung

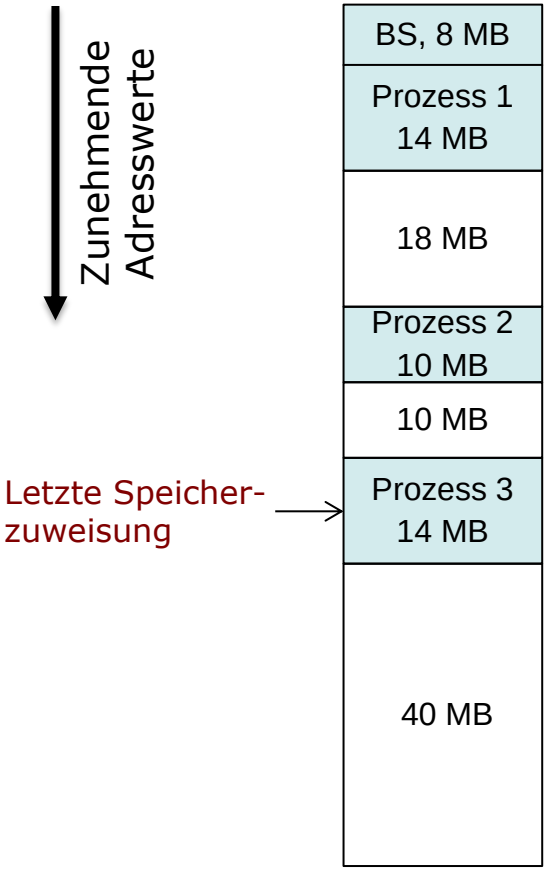
Speicherzuteilungsalgorithmen: Best Fit



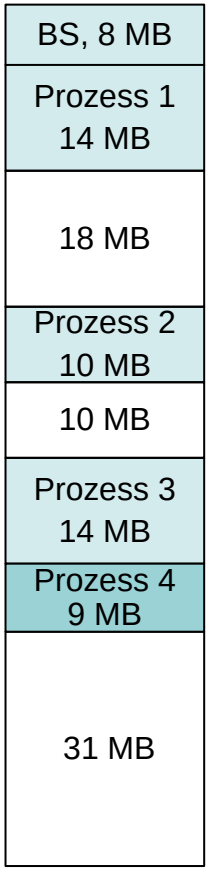
Speicherzuteilungsalgorithmen: First Fit



Speicherzuteilungsalgorithmen: Next Fit



Anforderung:
Prozess 4
braucht 9 MB



Dynamische Partitionierung (5)

Analyse der Speicherzuteilungsalgorithmen:

- Im Schnitt ist First Fit am besten!
- Next Fit: Etwas schlechter
  - Typischer Effekt: Schnelle Fragmentierung des größten freien Speicherblocks am Ende des Speichers
- Best Fit: Am schlechtesten
  - Schnell eine Reihe von sehr kleinen Fragmenten, Defragmentierung nötig
  - Außerdem: Suche braucht Zeit

Partitionierung

- Aufteilung des Speichers in Bereiche mit festen Grenzen
- Fester, zusammenhängender Teil des Hauptspeichers für Betriebssystem
- Pro Prozess ein zusammenhängender Teil des Speichers
- Verschiedene Varianten:
  1. Statische Partitionierung
  2. Dynamische Partitionierung
  3. **Buddy-Verfahren**

Nachteile Partitionierung

- Statische Partitionierung:
  - Anzahl von Prozessen im Speicher beschränkt
  - Interne Fragmentierung
- Dynamische Partitionierung:
  - Schwierigere Verwaltung
  - Externe Fragmentierung
- Buddy-System (Halbierungsverfahren): Kompromiss zwischen statischer und dynamischer Partitionierung

Buddy System (1)

- Dynamische Anzahl nicht-ausgelagerter Prozesse
- Interne Fragmentierung beschränkt
- Keine explizite Defragmentierung
- Effiziente Suche nach „passendem Block“

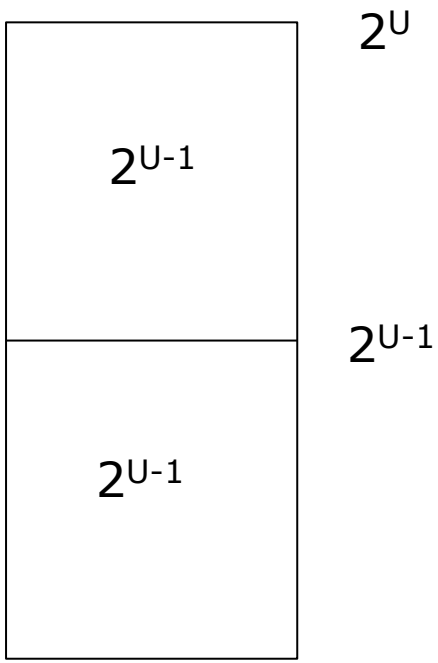
Buddy System (2)

- Verwalte Speicherblöcke der Größe 2^K
  - mit $L \leq K \leq U$, wobei
  - 2^L = Größe des kleinsten zuteilbaren Blocks
  - 2^U = Größe des größten zuteilbaren Blocks
    (i.d.R. Gesamtgröße des verfügbaren Speichers)
- Zu Beginn: Es existiert genau ein Block der Größe 2^U

Buddy System (3)

Anforderung eines Blocks der Größe s:

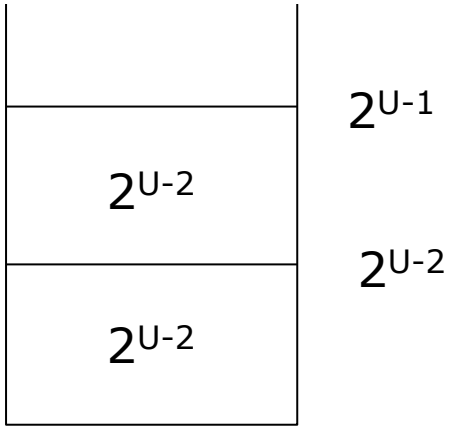
- Wenn $2^{U-1} < s \leq 2^{U}$: Weise gesamten Speicher zu
- Sonst: Teile auf in zwei Blöcke der Größe 2^{U-1}



Buddy System (4)

Anforderung eines Blocks der Größe s:

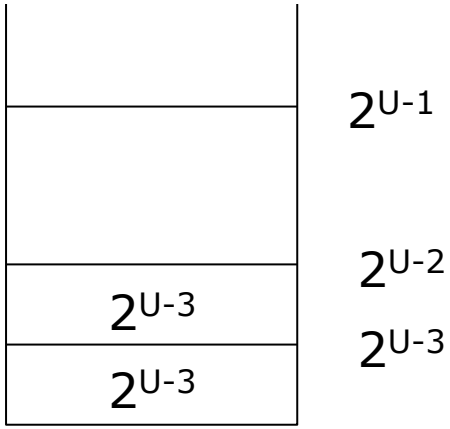
- Wenn $2^{U-1} < s \leq 2^{U}$: Weise gesamten Speicher zu
- Sonst: Teile auf in zwei Blöcke der Größe 2^{U-1}
- Wenn $2^{U-2} < s \leq 2^{U-1}$: Weise Block der Größe 2^{U-1} zu
- Sonst: Wähle Block der Größe 2^{U-1} und halbiere



Buddy System (4)

Anforderung eines Blocks der Größe s:

- Wenn $2^{U-1} < s \leq 2^{U}$: Weise gesamten Speicher zu
- Sonst: Teile auf in zwei Blöcke der Größe 2^{U-1}
- Wenn $2^{U-2} < s \leq 2^{U-1}$: Weise Block der Größe 2^{U-1} zu
- Sonst: Wähle Block der Größe 2^{U-1} und halbiere
- …



Buddy System (4)

Anforderung eines Blocks der Größe s:

- Wenn $2^{U-1} < s \leq 2^U$: Weise gesamten Speicher zu
- Sonst: Teile auf in zwei Blöcke der Größe 2^{U-1}
- Wenn $2^{U-2} < s \leq 2^{U-1}$: Weise Block der Größe 2^{U-1} zu
- Sonst: Wähle Block der Größe 2^{U-1} und halbiere
- …
- Fahre fort bis zu Blöcken der Größe 2^K mit $2^{K-1} < s \leq 2^K$ oder bis minimale Blockgröße erreicht
- Weise einen der beiden Blöcke zu (bzw. weise Block mit Minimalgröße zu)

Vorteil: Bei resultierendem Block ist der Verschnitt kleiner als die halbe Blockgröße

Buddy System (5)

- Verwalte für alle $L \leq K \leq U$ Listen mit freien Blöcken der Größe 2^K
- Allgemeiner Fall: Anforderung eines Blocks der Größe $2^{i-1} < s \leq 2^i$:
  - Vergib Block aus Liste i, wenn vorhanden
  - Sonst: Wähle Block aus nächstgrößerer nichtleerer Liste
  - Teile diesen rekursiv auf, bis ein Block der Größe 2^i vorhanden, weise diesen zu (bzw. weise Block mit Minimalgröße zu)

Buddy System (6)

- Wenn nach Freigabe eines Blocks der Größe 2^K der entsprechende Partnerblock der Größe 2^K ebenfalls frei ist:
  - Fasse die Blöcke zu einem Block der Größe 2^{K+1} zusammen
  - Mache ggf. rekursiv weiter
- Binärbaumdarstellung der Blockzuteilung

Buddy-System (7)

Beispiel: Speicher der Größe 1 GiB

Folge von Anforderungen und Freigaben:

- A fordert 100 MiB an
- B fordert 240 MiB an
- C fordert 64 MiB an
- D fordert 256 MiB an
- Freigabe B
- Freigabe A
- E fordert 75 MiB an
- Freigabe C
- Freigabe E
- Freigabe D

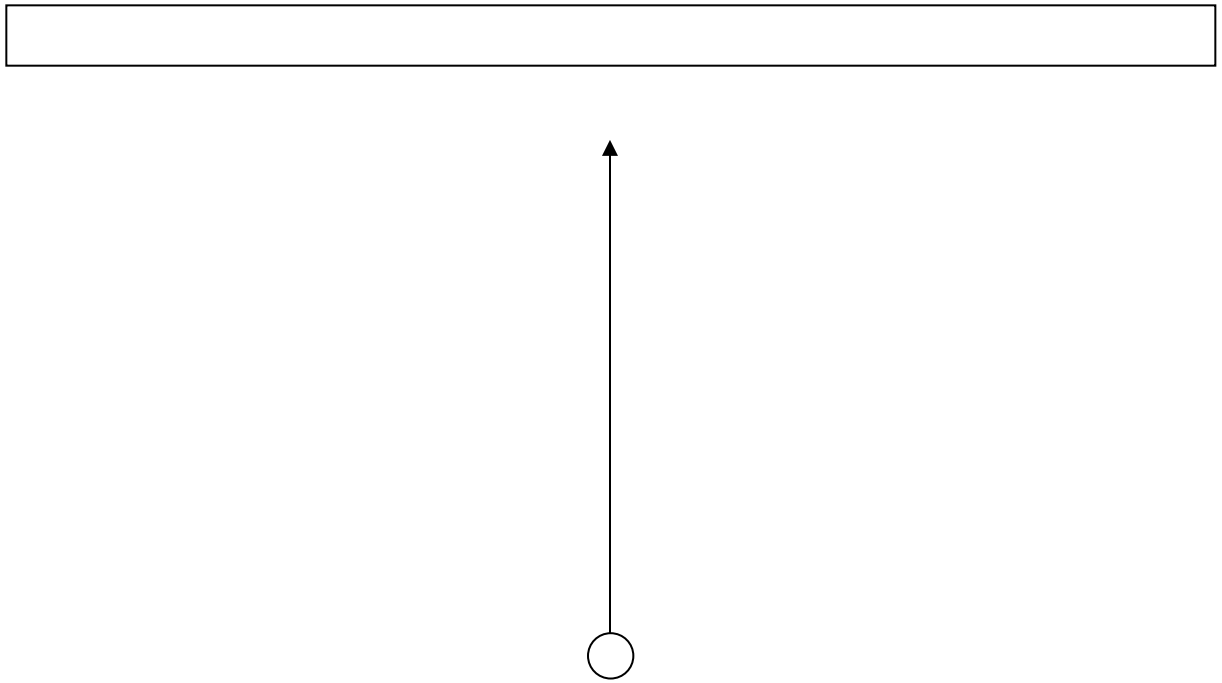
Annahme:

- Obergrenze der Blockgröße: 1 GiB
- Untergrenze: 64 MiB

Buddy-System (8)

Zunächst verfügbar:

1 GiB



Freie Blöcke:

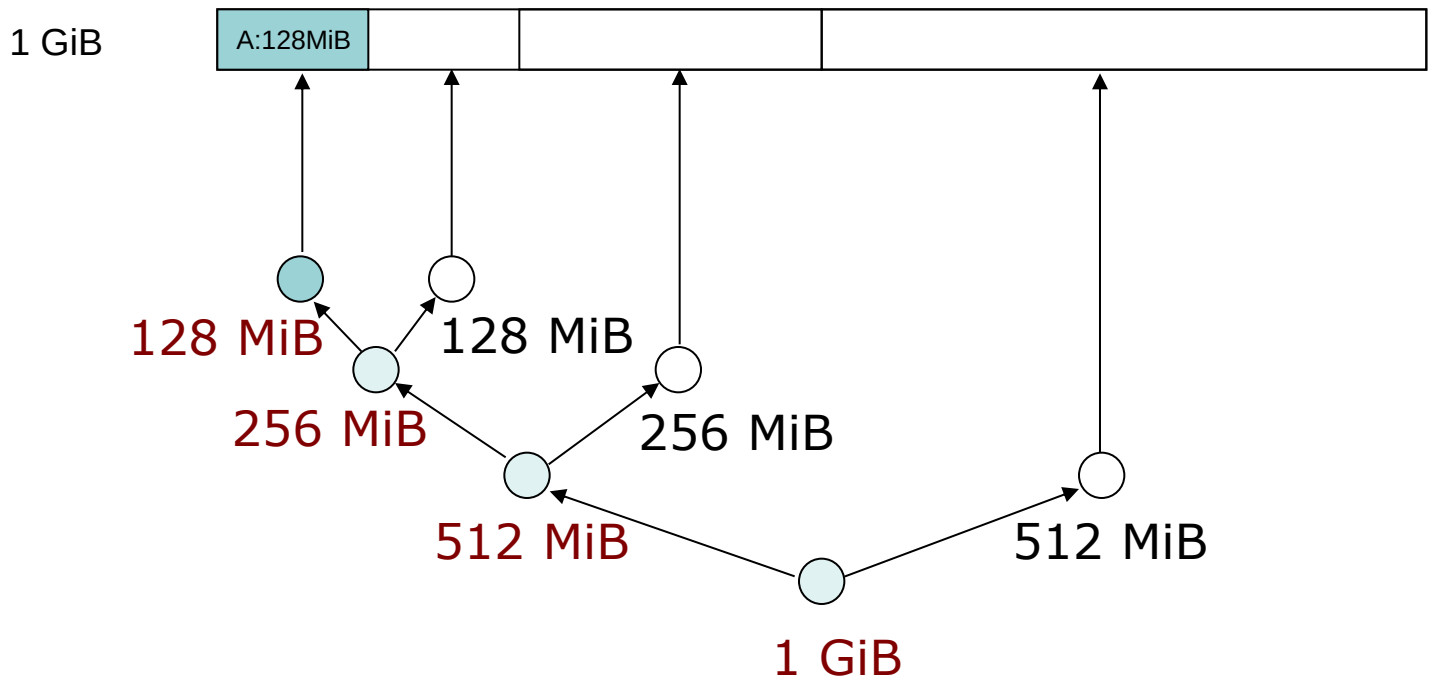
1 GiB: 1
512 MiB: 0
256 MiB: 0
128 MiB: 0
64 MiB: 0

Gesamter Speicher als 1 Block verfügbar

Es folgt Anforderung A: 100 MiB, d.h. Block der Größe 128 MiB

Buddy-System (9)

Nach Anforderung A: 100 MiB, d.h. Block der Größe 128 MiB:



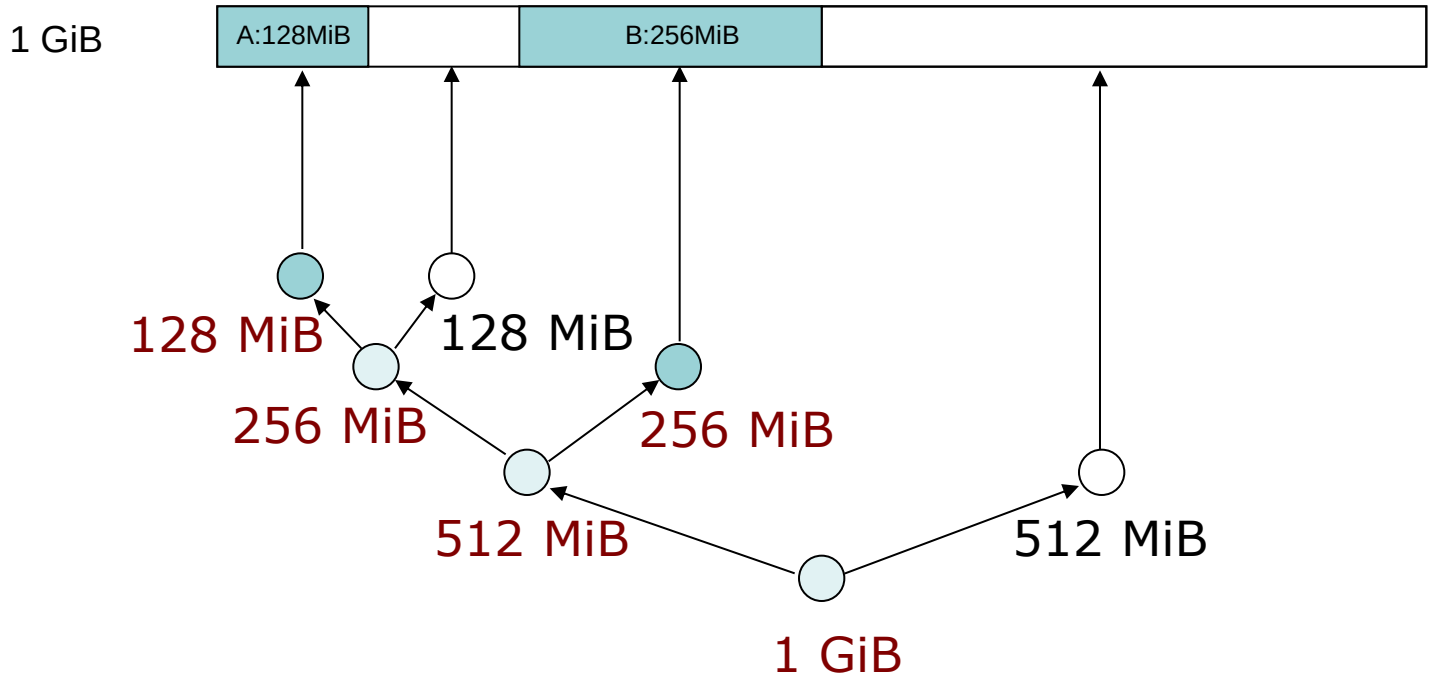
Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 1
256 MiB: 1
128 MiB: 1
64 MiB: 0

Es folgt Anforderung B: 240 MiB, d.h. Block der Größe 256 MiB

Buddy-System (10)

Nach Anforderung B: 240 MiB, d.h. Block der Größe 256 MiB.



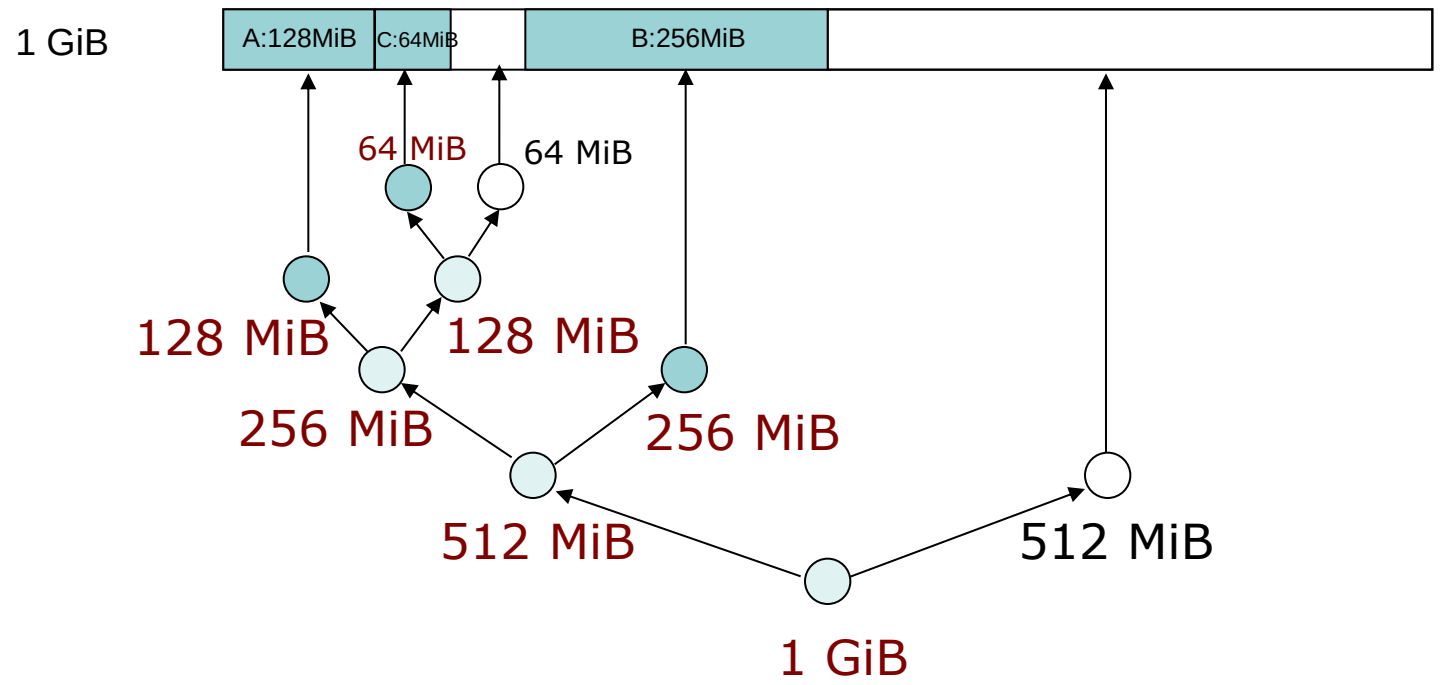
Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 1
256 MiB: 0
128 MiB: 1
64 MiB: 0

Es folgt Anforderung C: 64 MiB, d.h. Block der Größe 64 MiB

Buddy-System (11)

Nach Anforderung C: 64 MiB, d.h. Block der Größe 64 MiB.



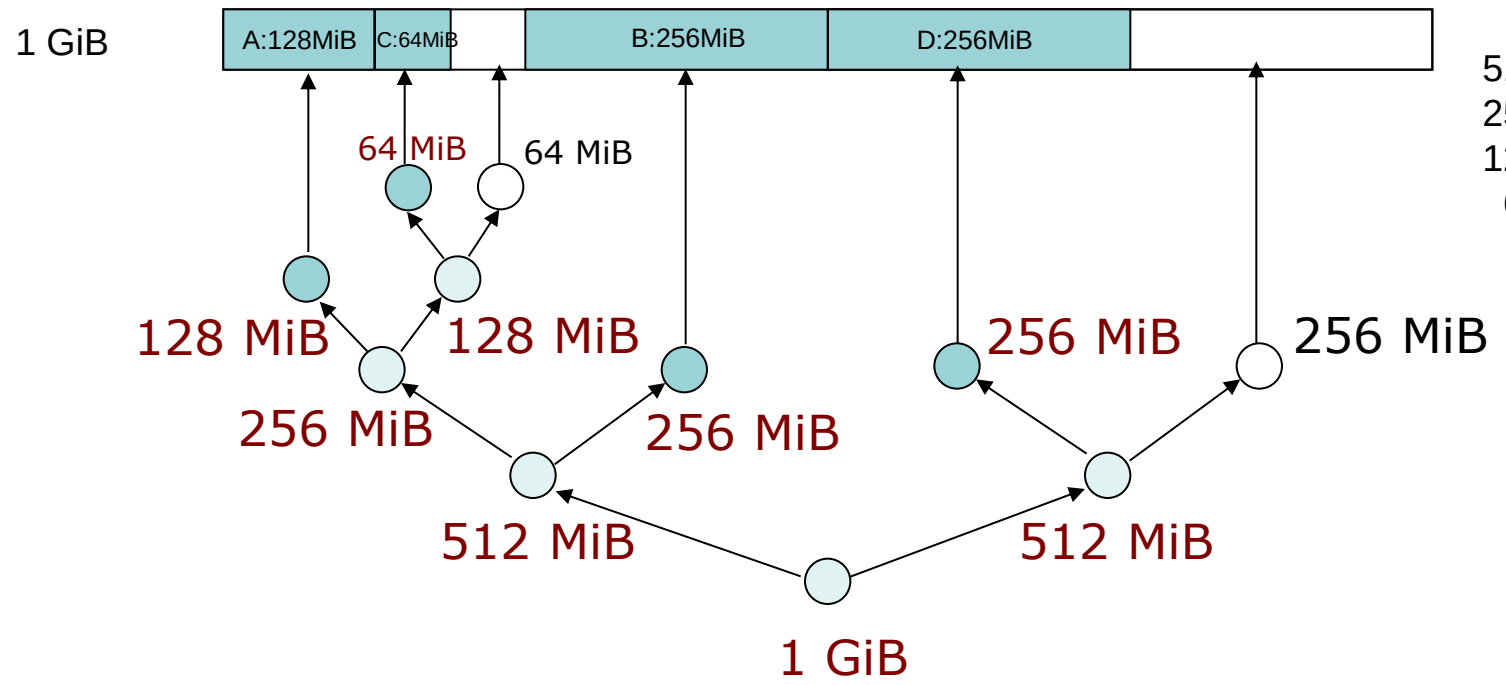
Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 1
256 MiB: 0
128 MiB: 0
64 MiB: 1

Es folgt Anforderung D: 256 MiB, d.h. Block der Größe 256 MiB

Buddy-System (12)

Nach Anforderung D: 256 MiB, d.h. Block der Größe 256 MiB.



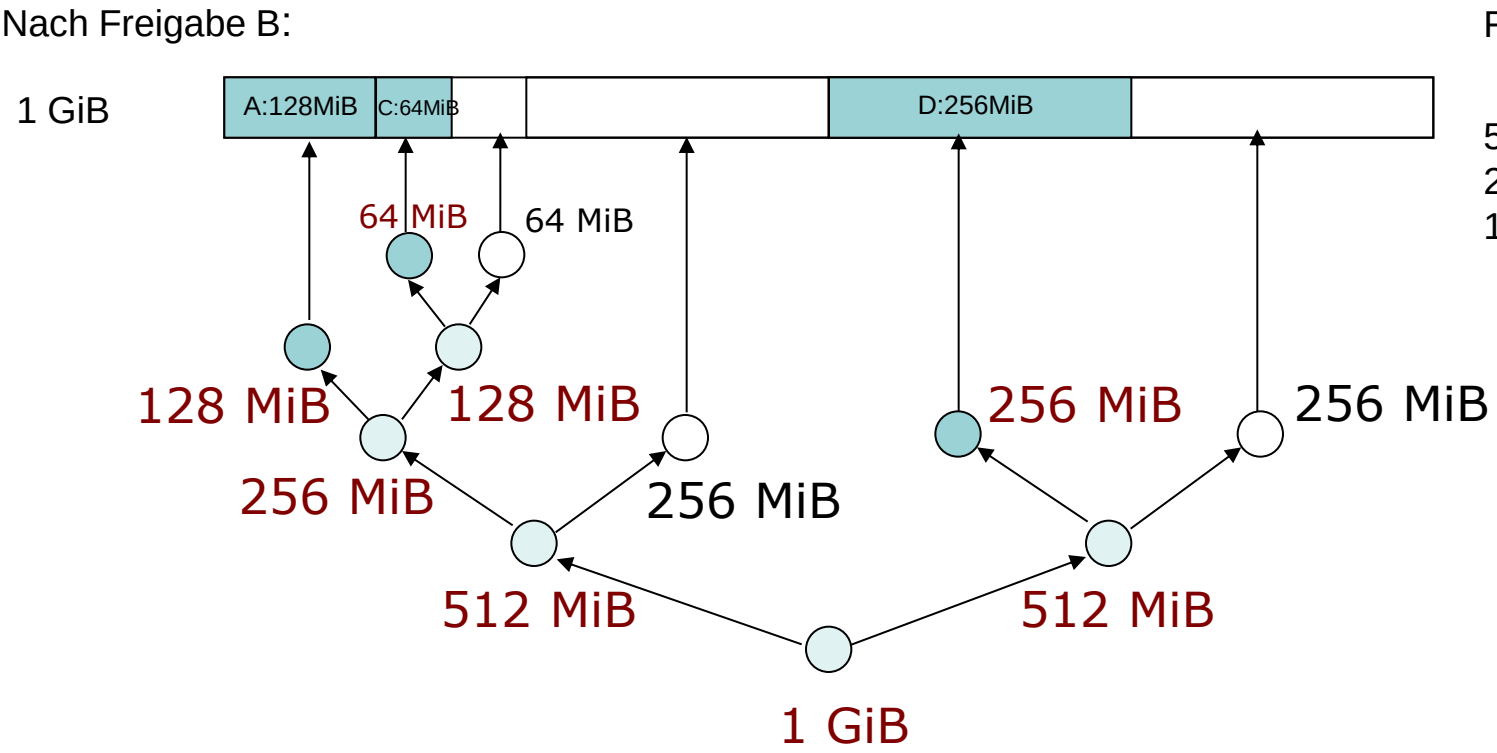
Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 0
256 MiB: 1
128 MiB: 0
64 MiB: 1

Es folgt Freigabe B

Buddy-System (13)

Nach Freigabe B:



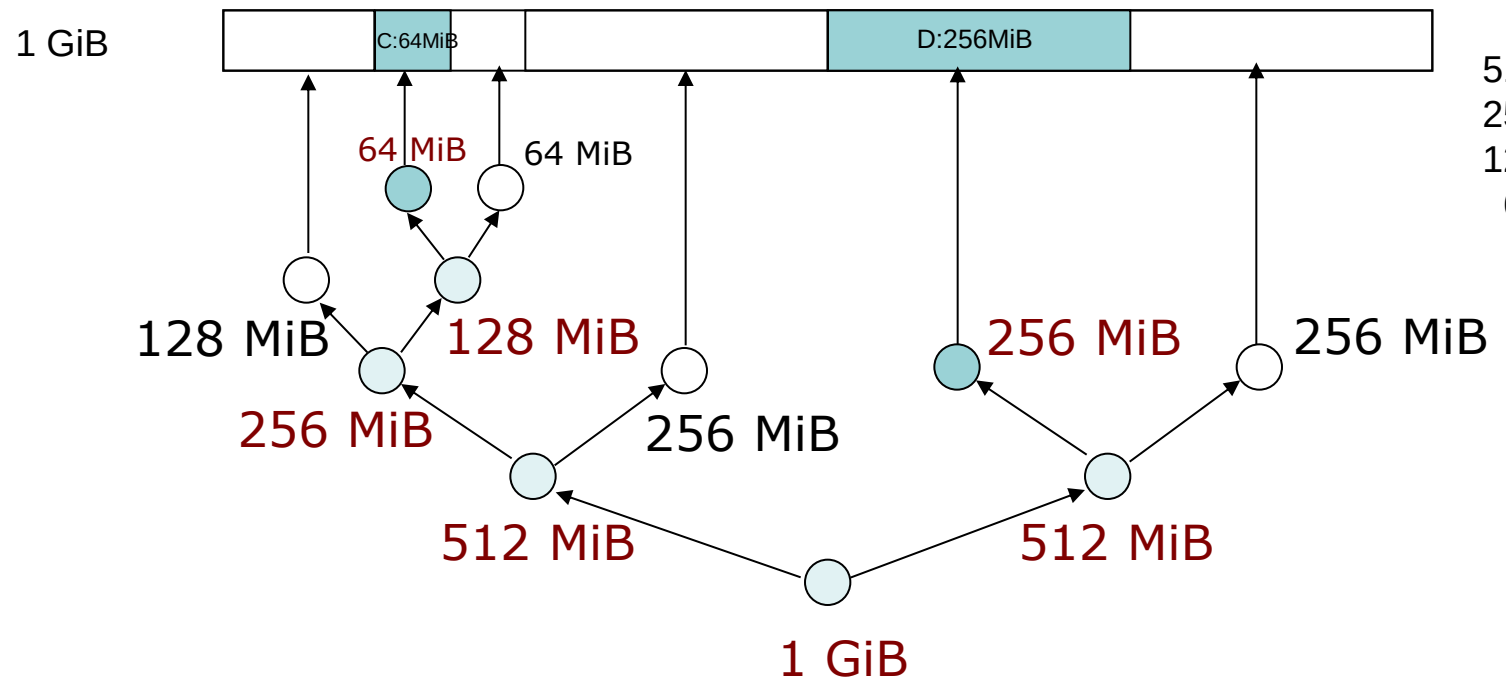
Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 0
256 MiB: 2
128 MiB: 0
64 MiB: 1

Es folgt Freigabe A

Buddy-System (14)

Nach Freigabe A:



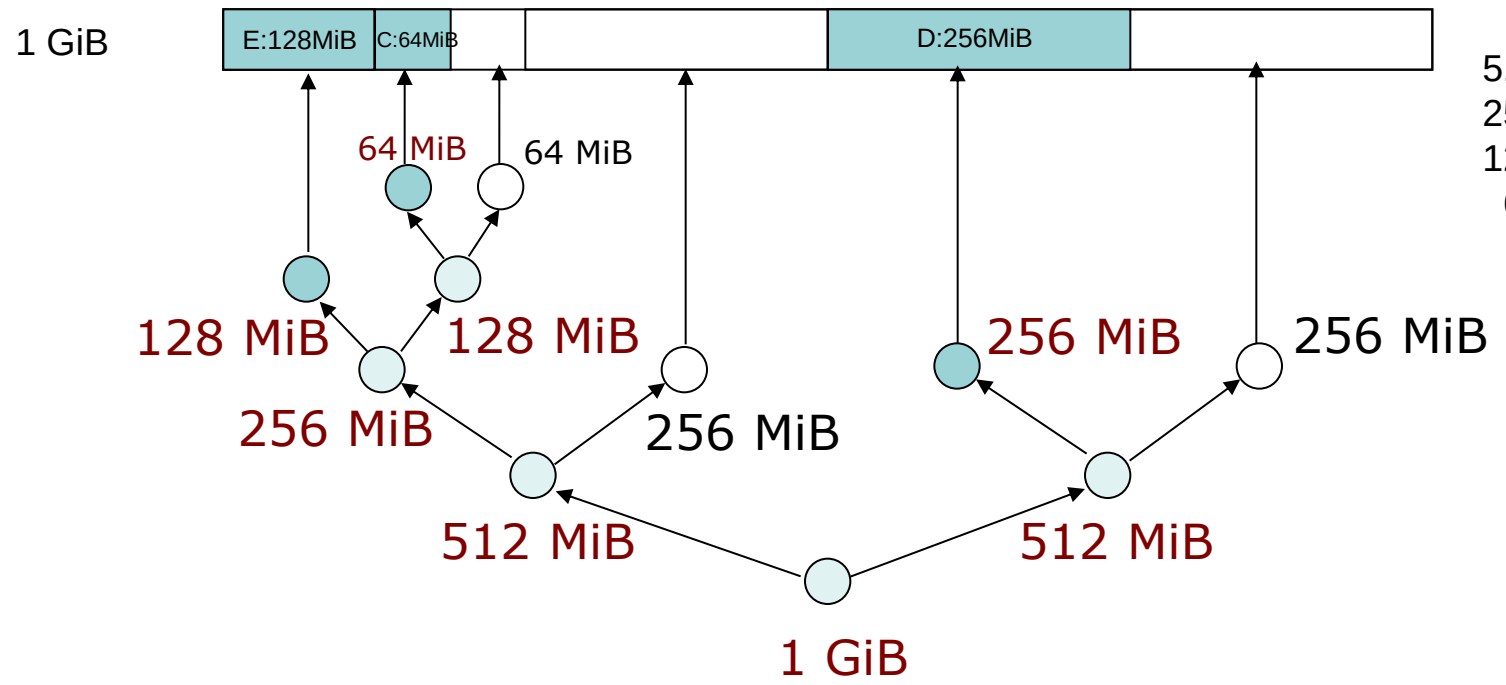
Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 0
256 MiB: 2
128 MiB: 1
64 MiB: 1

Es folgt Anforderung E: 75 MiB, d.h. Block der Größe 128 MiB

Buddy-System (15)

Nach Anforderung E: 75 MiB, d.h. Block der Größe 128 MiB:



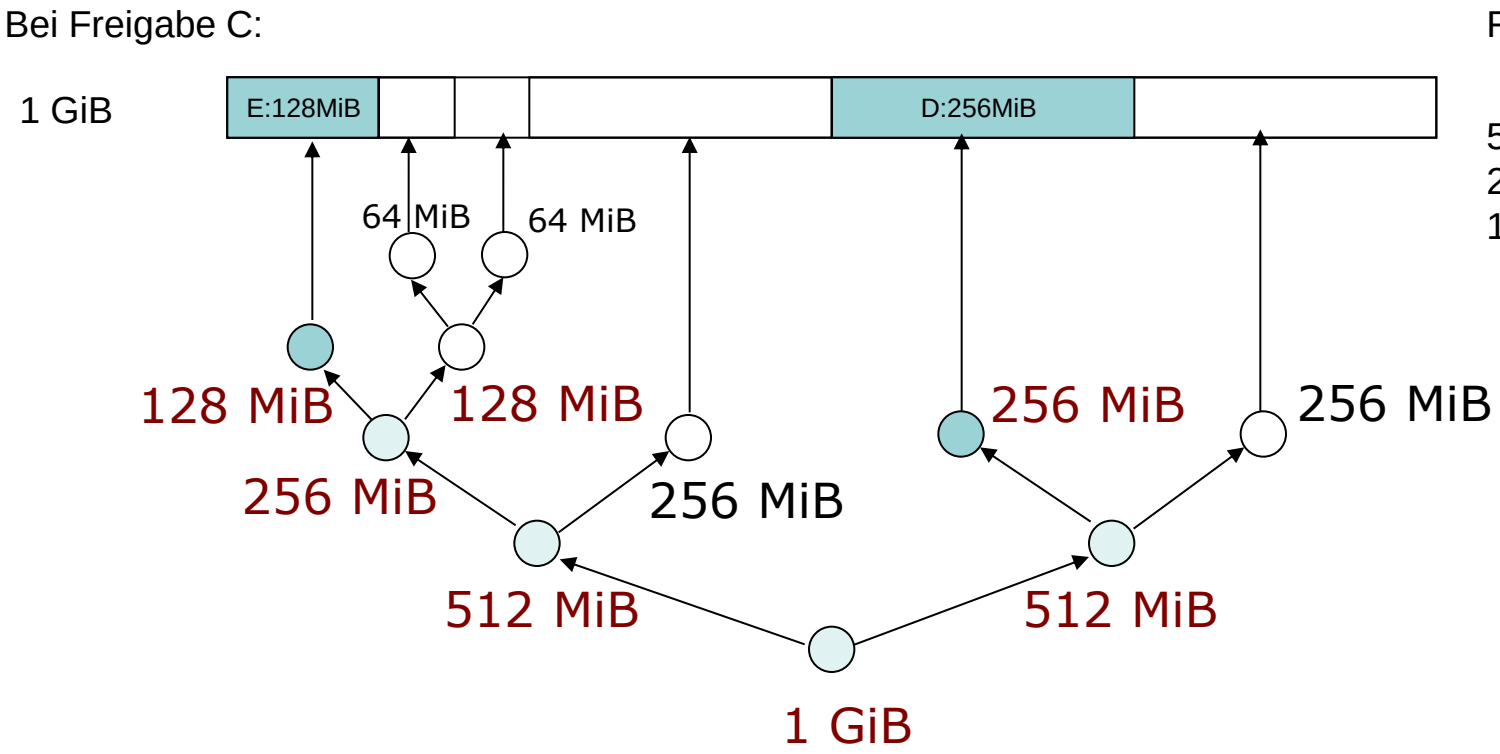
Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 0
256 MiB: 2
128 MiB: 0
64 MiB: 1

Es folgt Freigabe C

Buddy-System (16)

Bei Freigabe C:

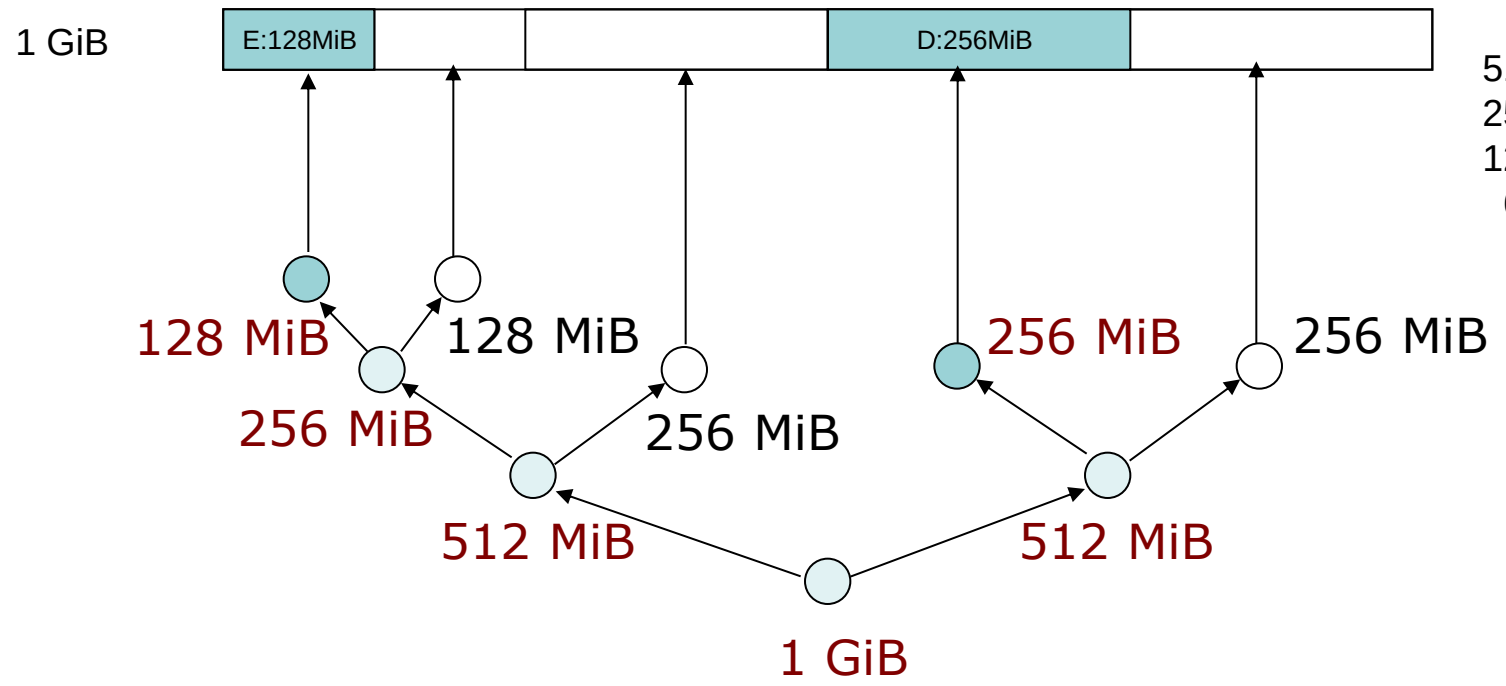


Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 0
256 MiB: 2
128 MiB: 0
64 MiB: 2

Buddy-System (17)

Nach Freigabe C:



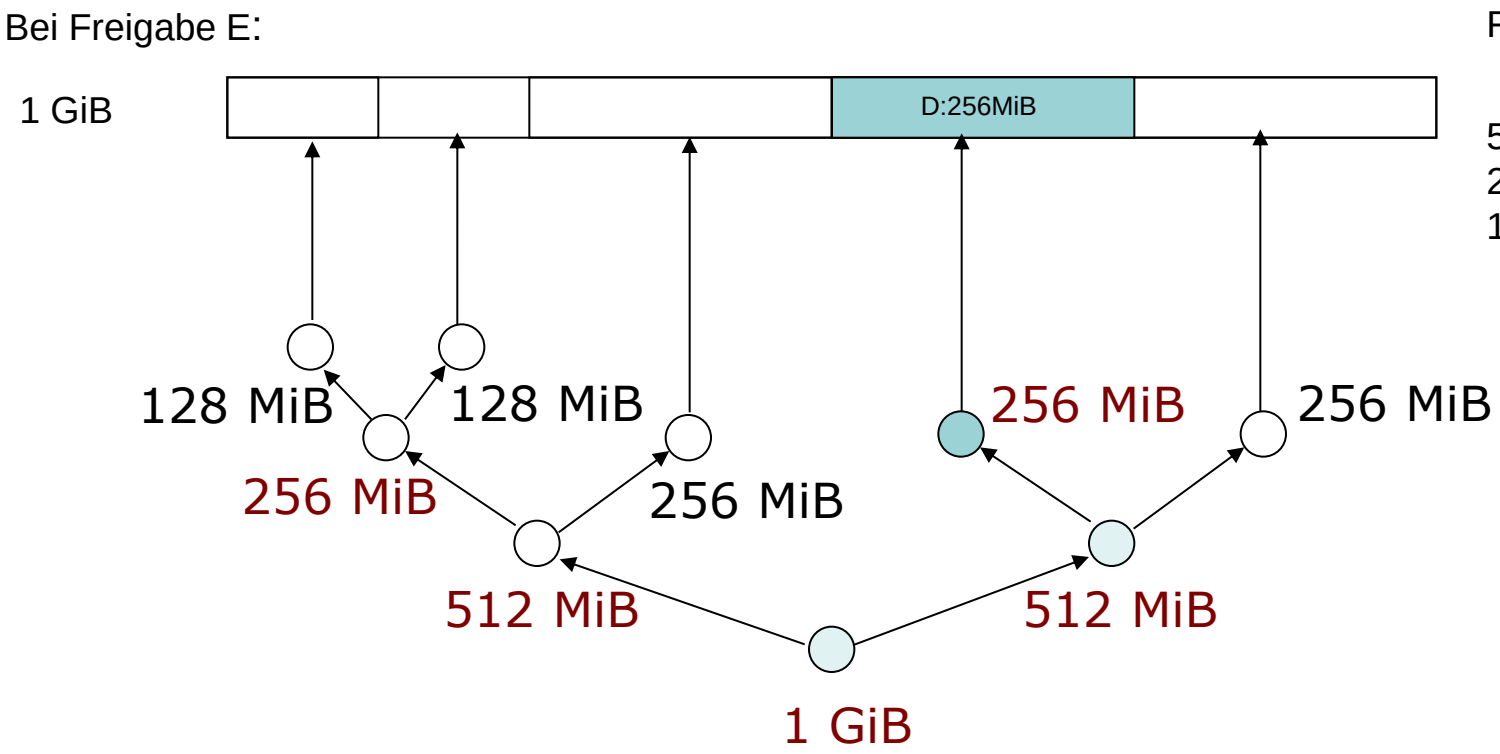
Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 0
256 MiB: 2
128 MiB: 1
64 MiB: 0

Es folgt Freigabe E

Buddy-System (18)

Bei Freigabe E:

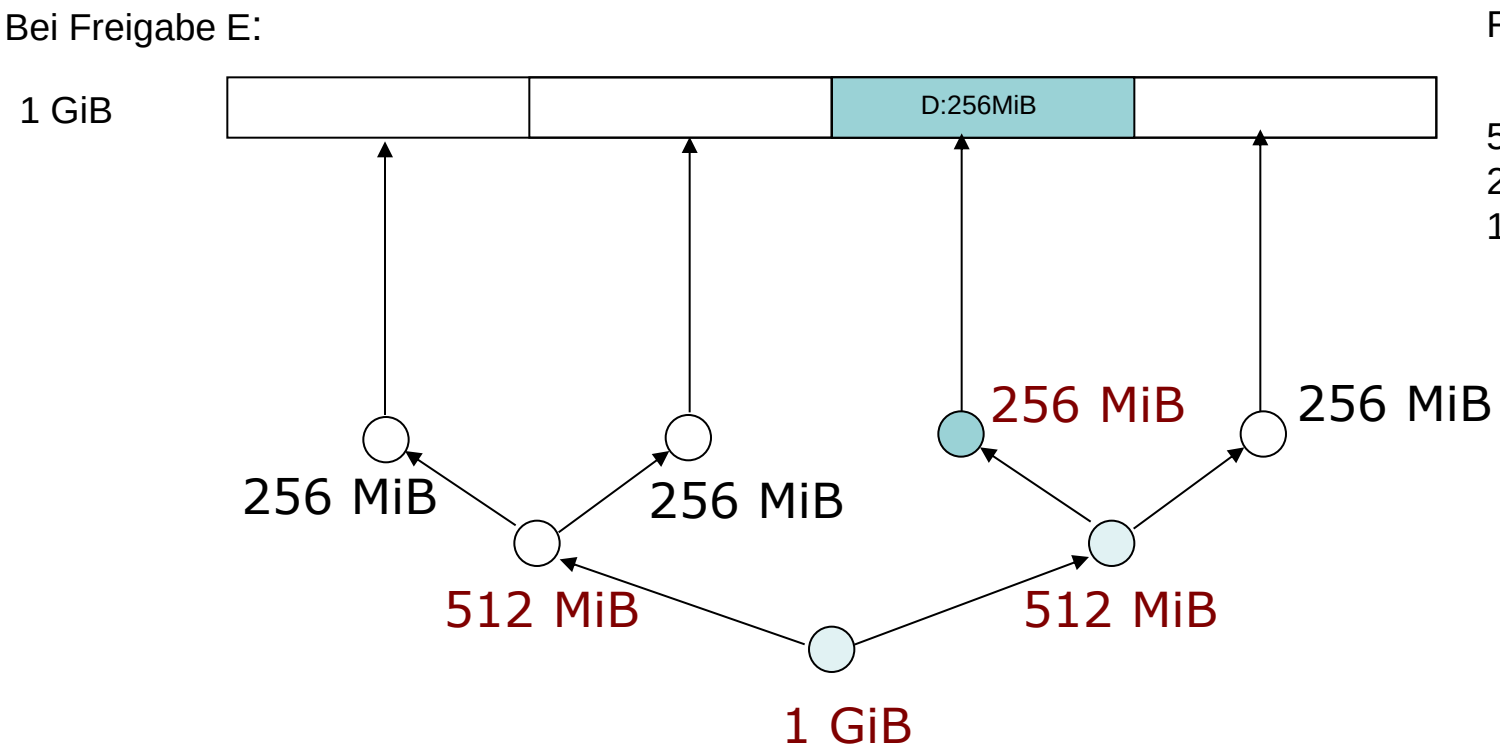


Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 0
256 MiB: 2
128 MiB: 2
64 MiB: 0

Buddy-System (19)

Bei Freigabe E:

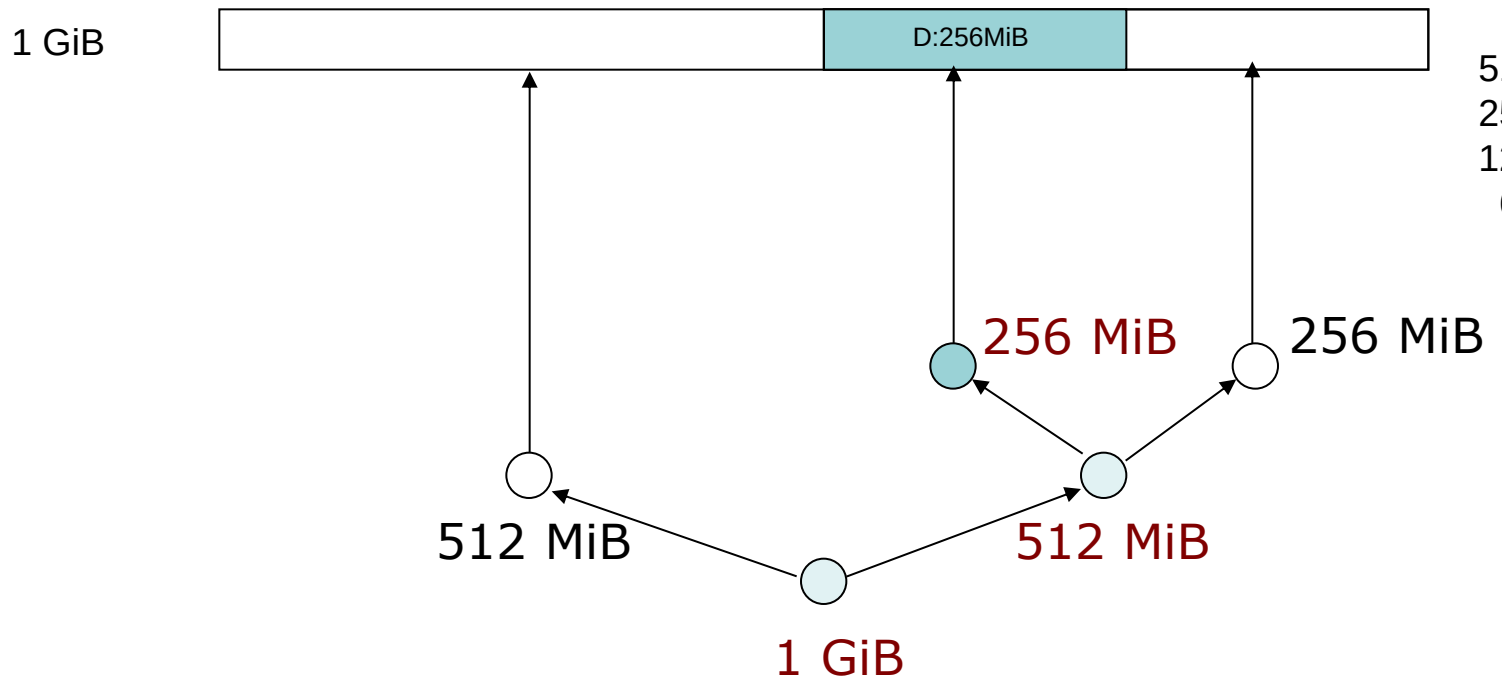


Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 0
256 MiB: 3
128 MiB: 0
64 MiB: 0

Buddy-System (20)

Nach Freigabe E:



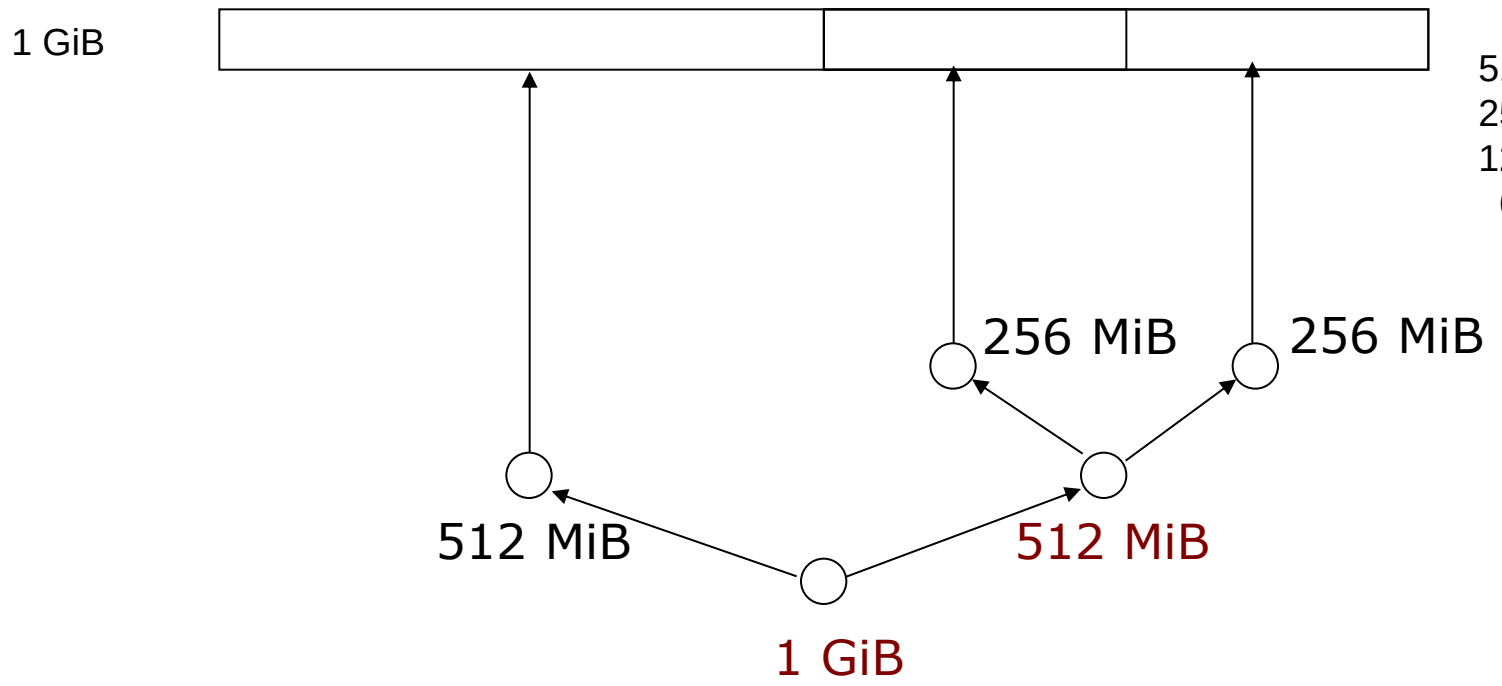
Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 1
256 MiB: 1
128 MiB: 0
64 MiB: 0

Es folgt Freigabe D

Buddy-System (21)

Bei Freigabe D:

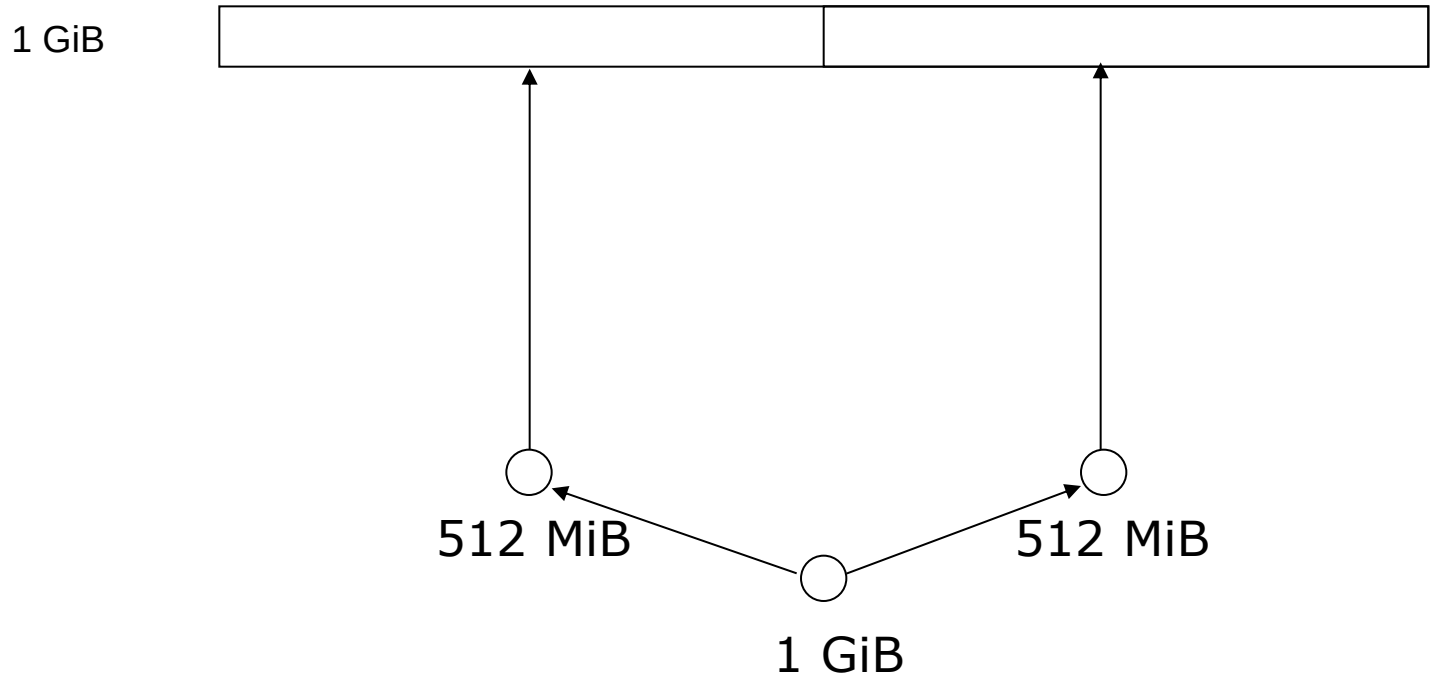


Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 1
256 MiB: 2
128 MiB: 0
64 MiB: 0

Buddy-System (22)

Bei Freigabe D:

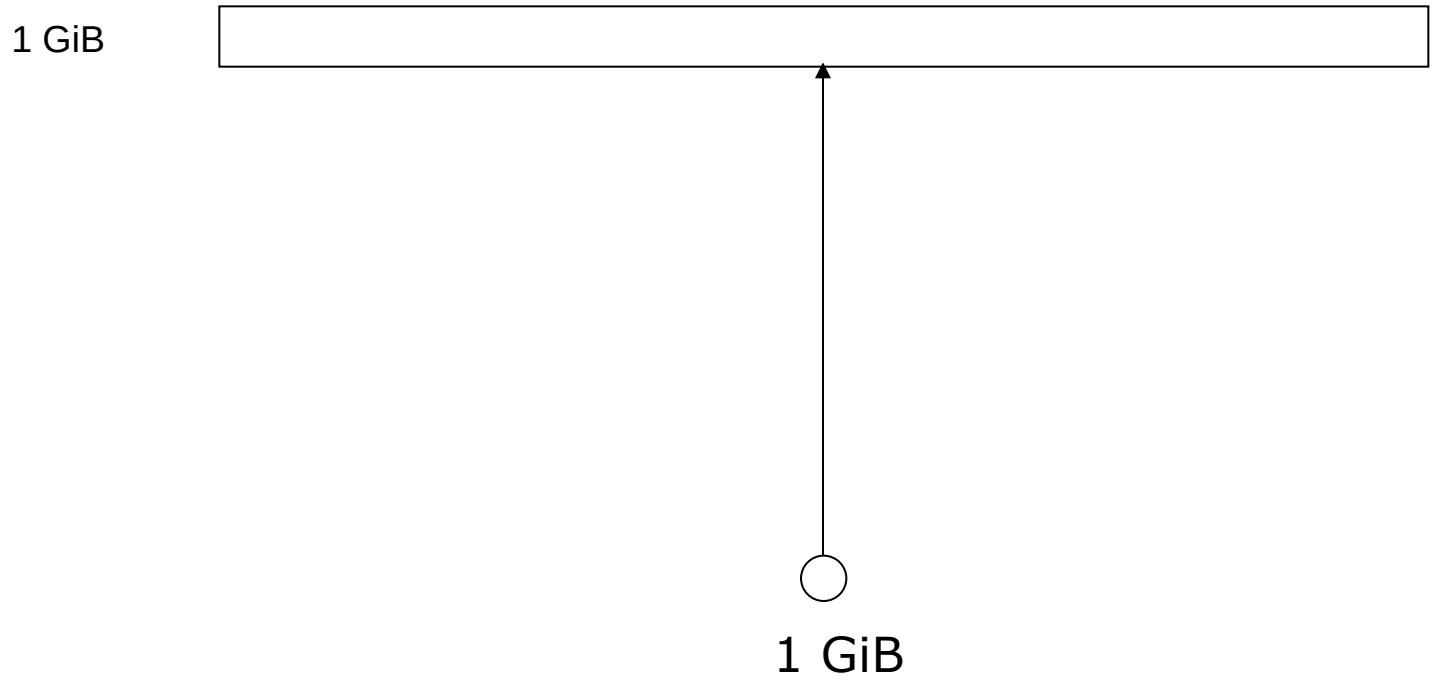


Freie Blöcke:

1 GiB: 0
512 MiB: 2
256 MiB: 0
128 MiB: 0
64 MiB: 0

Buddy-System (23)

Nach Freigabe D:

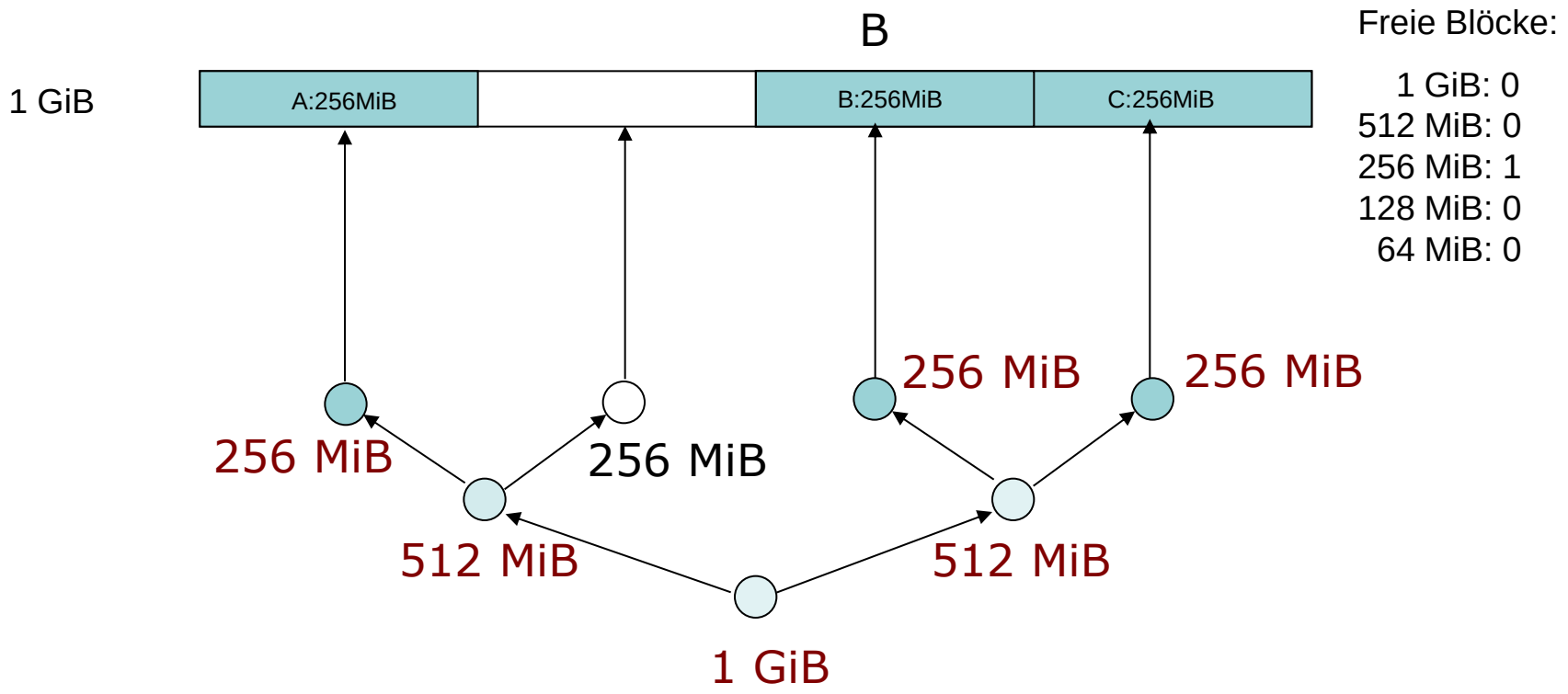


Freie Blöcke:

1 GiB: 1
512 MiB: 0
256 MiB: 0
128 MiB: 0
64 MiB: 0

Gesamter Speicher wieder als 1 Block verfügbar

Buddy-System (24)



Was passiert bei Freigabe von B?

Buddy-System (25)

- Effiziente Suche nach freiem Block
- Dynamische Anzahl nicht-ausgelagerter Prozesse
- Beschränkte interne Fragmentierung: I.d.R. kleiner als die halbe Größe des gewählten freien Blockes
- Wenig externe Fragmentierung, schnelle Zusammenfassung von freien Blöcken

Organisatorisches

- **Keine Vorlesung am 25.01.2017**

- Klausur: 10.03.2017 um 13:00 Uhr
  - Dauer: 90 Minuten
  - Ort: Audimax, KG II (Innenstadt)

- Anmeldezeitraum endet am 31.01.2017 (Anmeldung erfolgt über HISinOne)

Grundlegende Methoden der Speicherverwaltung

Partitionierung

- Speicheraufteilung zwischen verschiedenen Prozessen (Partitionierung mit festen Grenzen)

Paging

- Einfaches Paging / kombiniert mit Konzept des virtuellen Speichers

Segmentierung

- Einfache Segmentierung / kombiniert mit Konzept des virtuellen Speichers

Einfaches Paging (1)

- Zunächst wie bisher: Prozesse sind entweder ganz im Speicher oder komplett ausgelagert
- Prozessen werden Speicherbereiche zugeordnet, die nicht notwendigerweise zusammenhängend sind
- Hauptspeicher ist aufgeteilt in viele gleichgroße Seitenrahmen
- Prozesse sind aufgeteilt in Seiten derselben Größe

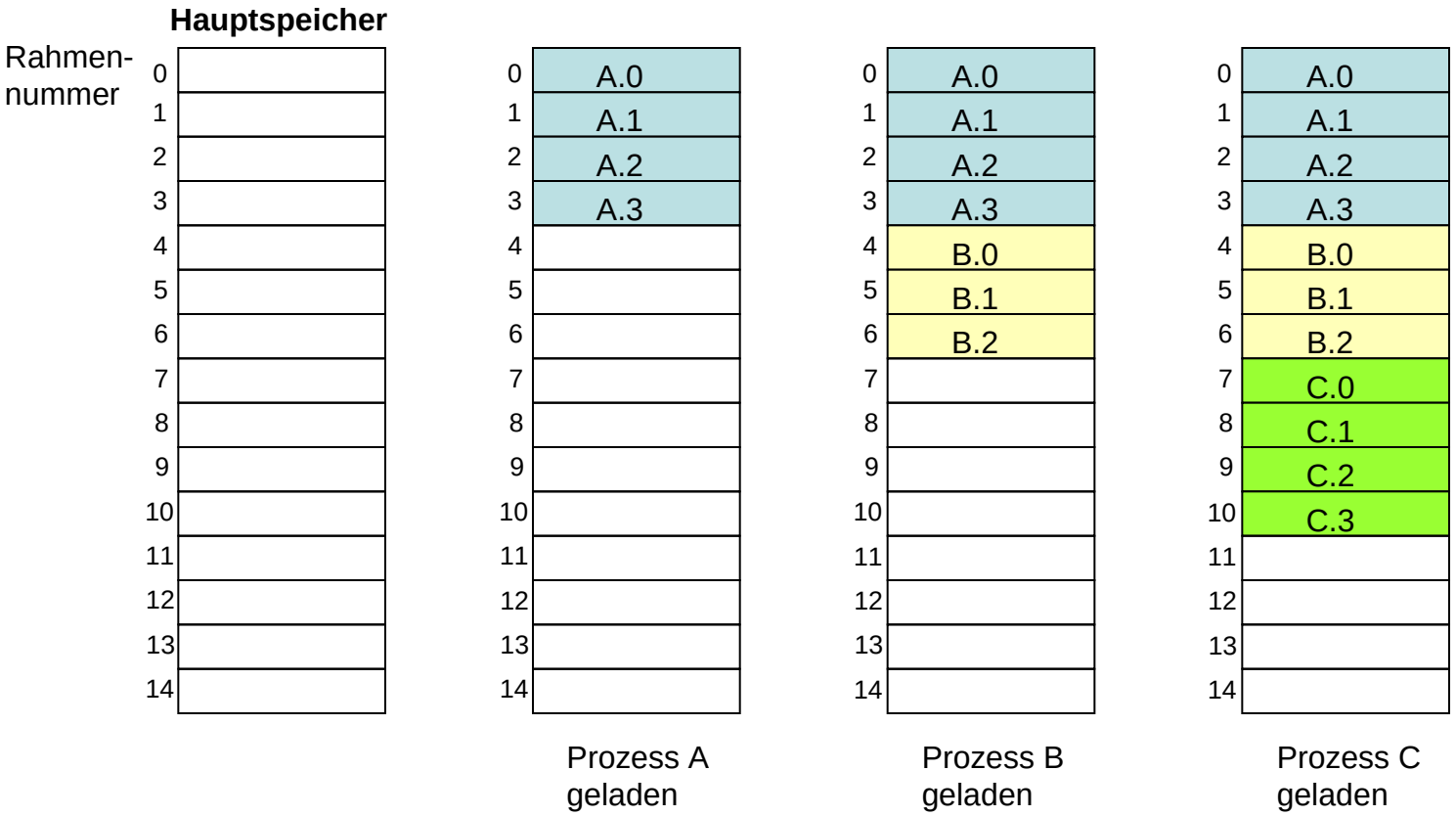
Einfaches Paging (2)

- Betriebssystem verwaltet Seitentabelle für jeden Prozess
- Zuordnung von Seiten zu Seitenrahmen bei der Ausführung von Prozessen
- Innerhalb Programm: Logische Adresse der Form „Seitennummer, Offset“
- Durch Seitentabelle: Übersetzung der logischen Adressen in physikalische Adressen „Rahmennummer, Offset“

Einfaches Paging (3)

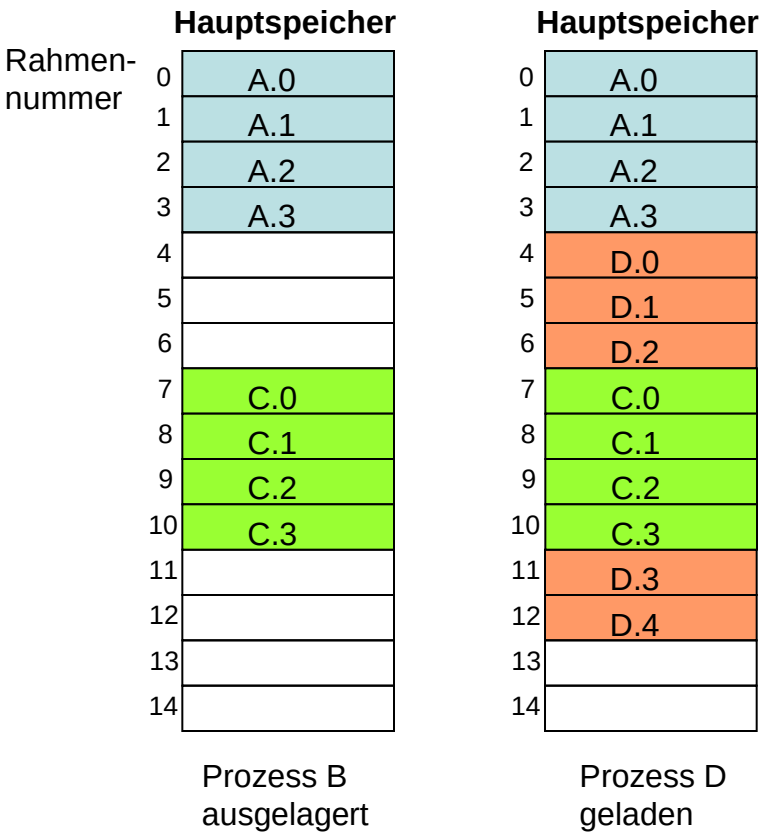
- Prozessorhardware übersetzt logische Adresse in physikalische Adresse
- Interne Fragmentierung nur bei letzter Seite eines Prozesses
- Keine externe Fragmentierung

Einfaches Paging (4)

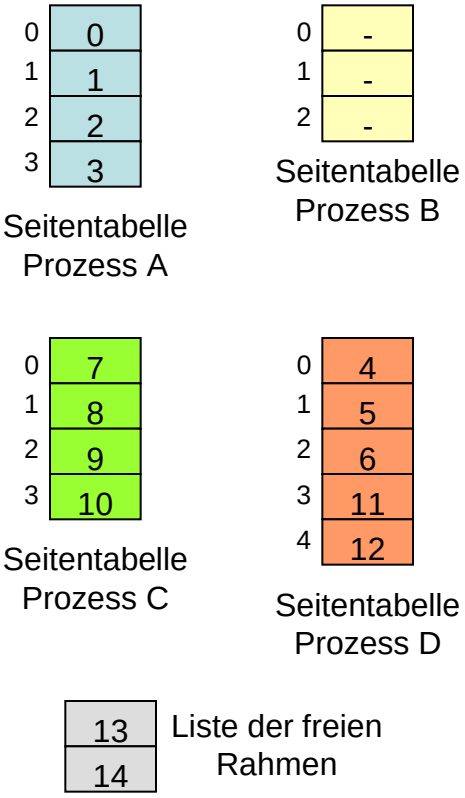


Prozess D mit 5 Seiten soll jetzt geladen werden!

Einfaches Paging (5)



Datenstrukturen zum aktuellen Zeitpunkt:



Einfaches Paging (6)

- Einfaches Paging ähnlich zum Konzept des statischen Partitionierens
- Aber: Beim Paging sind die Partitionen relativ klein
- Programm kann mehrere Partitionen /Rahmen belegen, die nicht aneinander angrenzen

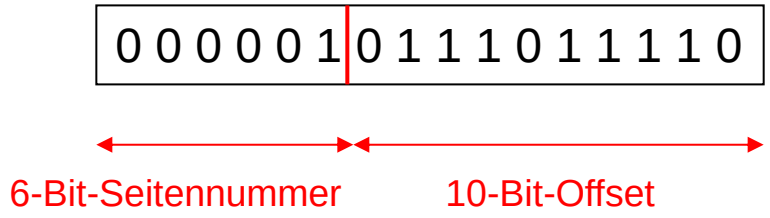
Einfaches Paging (7)

Berechnung von physikalischen Adressen aus logischen Adressen:

- Seitengröße (und Rahmengröße) ist eine Zweierpotenz
- Logische Adresse im Programm besteht aus Seitennummer und Offset
- Physikalische Adresse besteht aus Rahmennummer und Offset

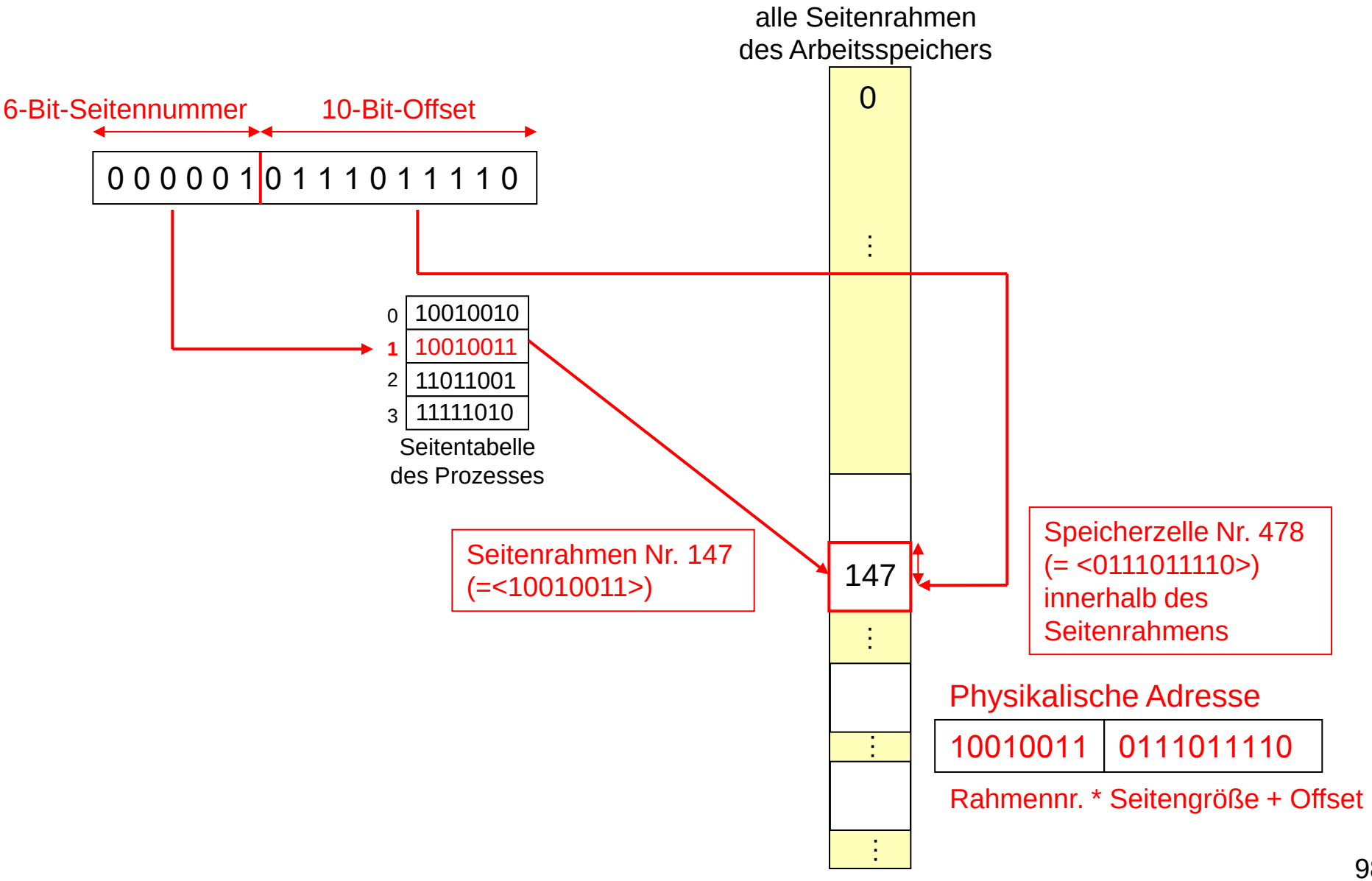
Einfaches Paging (8)

- Beispiel: Logische Adresse der Länge 16 Bit
- Seitengröße 1 KiB = 2^{10} = 1024 Bytes
- Offset-Feld von 10 Bit wird benötigt, um alle Bytes referenzieren zu können



- Der Prozess kann bis zu 2^6=64 verschiedene Seiten haben, die über die Seitentabelle des Prozesses auf Seitenrahmen im Haupt-speicher abgebildet werden

Einfaches Paging (9)



Einfaches Paging (10)

- Hauptspeicher wird in viele kleine Rahmen gleicher Größe unterteilt
- Jeder Prozess wird in Seiten geteilt, deren Größe der der Rahmen entspricht
- Seitentabelle enthält Zuordnung von Prozessseiten an Seitenrahmen des Speichers
- Interne Fragmentierung nur bei letzter Seite eines Prozesses

Einfaches Paging (11)

Entfernen eines Prozesses aus dem Speicher:

- Seitentabelle enthält Information, welche Seitenrahmen dem Prozess gehören
- Füge diese Rahmen zur Liste der freien Rahmen hinzu
- Keine zusätzlichen Datenstrukturen des Betriebssystems benötigt

Paging mit virtuellem Speicher (1)

Grundidee:

- Lagere Teile von Prozessen ein- bzw. aus anstelle kompletter Prozesse
- Programm kann auch weiter ausgeführt werden, auch wenn nur die aktuell benötigten Informationen (Code und Daten) im Speicher sind
- Bei Zugriff auf aktuell ausgelagerte Informationen: Nachladen von Seiten

Paging mit virtuellem Speicher (2)

- Hauptspeicher = realer Speicher
- Hauptspeicher + Hintergrundspeicher = virtueller Speicher
- Vorteile:
  - Platz für mehr bereite Prozesse
  - Tatsächlicher Speicherplatzbedarf eines Prozesses muss nicht im Voraus feststehen
  - Adressraum eines Prozesses kann größer sein als verfügbarer Hauptspeicher

Paging mit virtuellem Speicher (3)

Nachteile:

- Nachladen von Seiten
- Notwendiges Auslagern von anderen Seiten
- System wird langsamer

Lokalität (1)

Effizienz von virtuellem Speicher

- Typischerweise räumliche und zeitliche Lokalität von Programmen
- Zeitliche Lokalität: Nach Zugriff auf eine Speicherzelle ist die Wahrscheinlichkeit hoch, dass in naher Zukunft noch einmal darauf zugegriffen wird
- Räumliche Lokalität: Nach Zugriff auf eine bestimmte Speicherzelle gehen die Zugriffe in naher Zukunft auf Speicheradressen in der Nähe

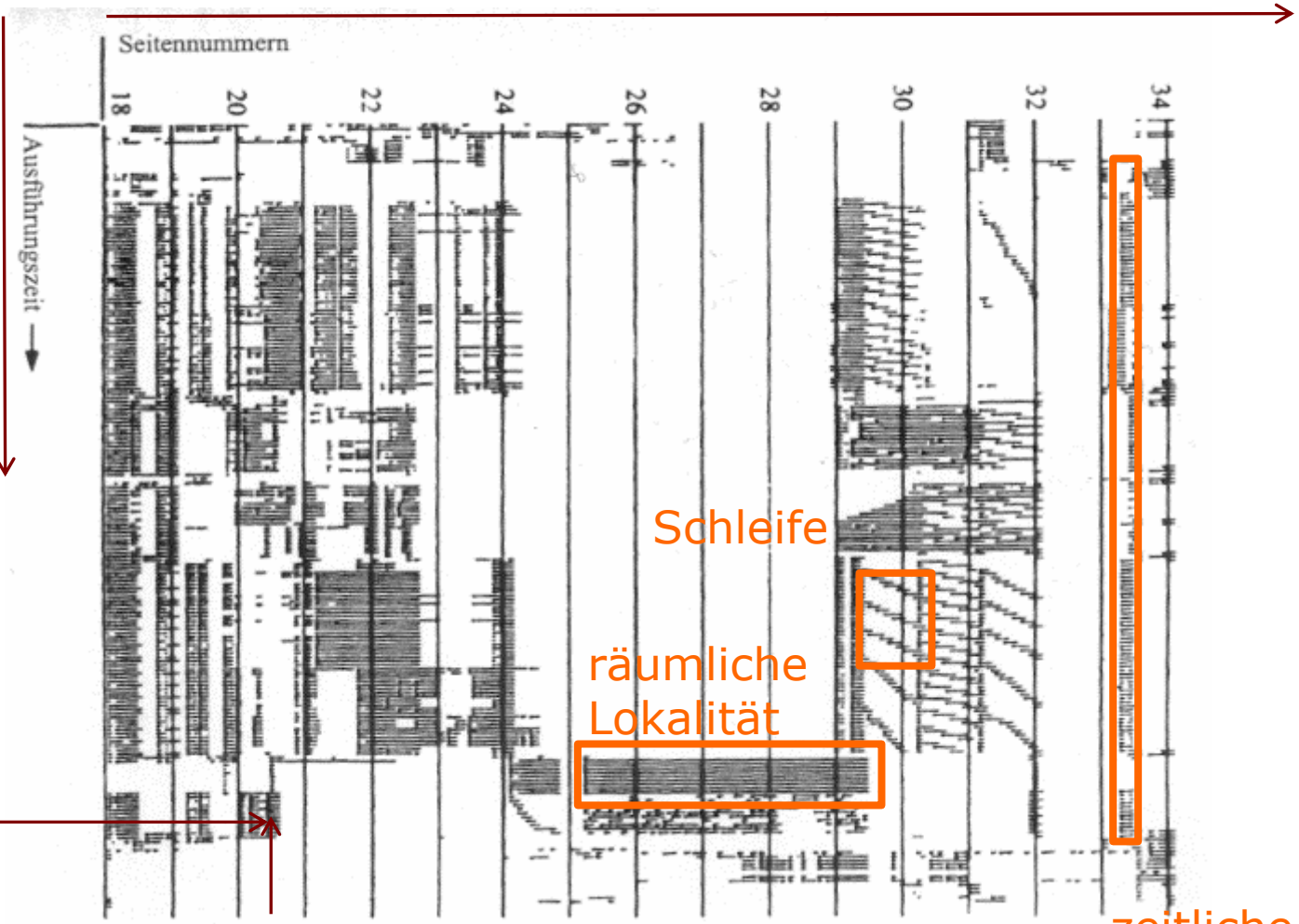
Lokalität (2)

- Die Abarbeitung während kürzerer Zeit bewegt sich häufig in engen Adress-bereichen
- Zeitliche Lokalität:
  - Abarbeitung von Schleifen
  - In zeitlich engem Abstand Zugriff auf gleiche Daten
- Räumliche Lokalität:
  - Sequentielle Abarbeitung von Programmen: Zugriffe auf benachbarte Daten
  - Lage von zusammenhängenden Daten

Lokalität (3)

zunehmende Seitennummern eines Prozesses

CPU-Zeit



zur Zeit t

wird zugegriffen auf Seite s

Lokalität (4)

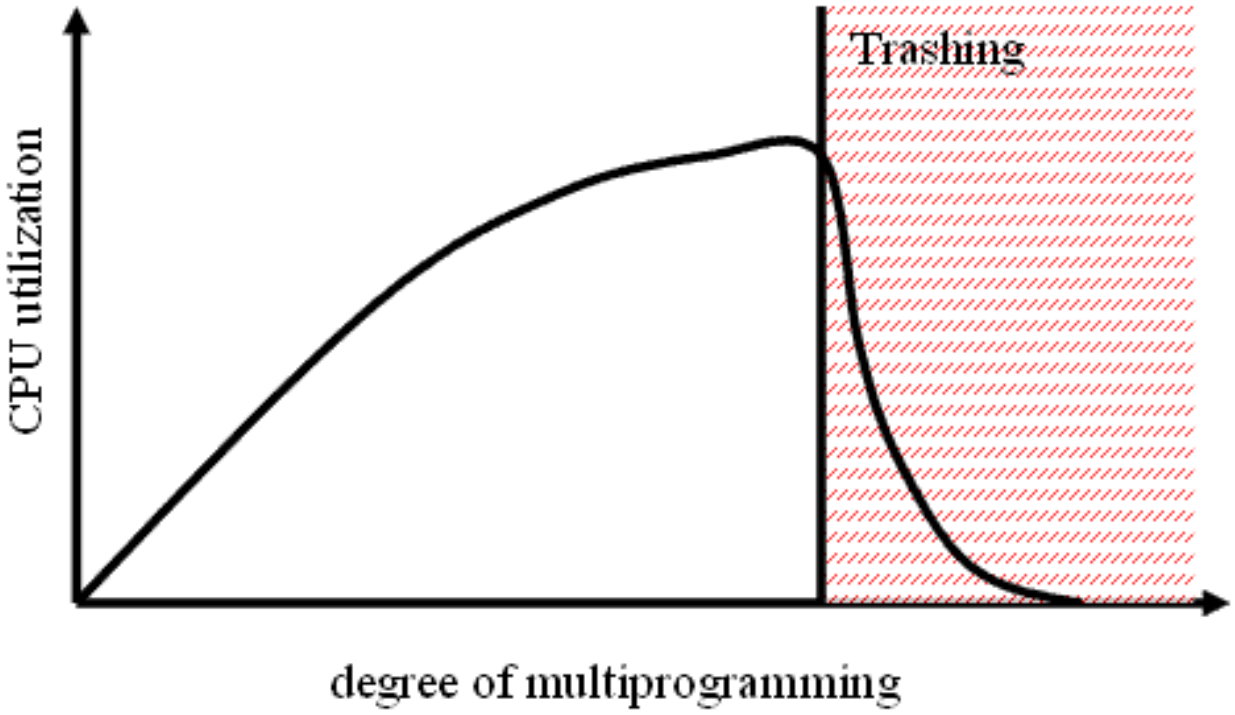
- Paging mit virtuellem Speicher ist nur dann effizient, wenn Lokalität gegeben ist
- Ansonsten Gefahr von „Thrashing“:
  - Ständiges Aus- und Einlagern von Seiten zwischen Hauptspeicher und Festplatte
  - Der Prozessor ist mehr mit Ein- und Auslagern anstatt mit Ausführen von Befehlen beschäftigt

Thrashing (1)

Mögliche Gründe für Thrashing:

1. Zu wenig Speicher
2. Zu viele Prozesse
3. Zu viele speicherintensive Prozesse
4. Schlechte Ausnutzung von Lokalität
5. …

Thrashing (2)



- Um Thrashing zu vermeiden, versucht das Betriebssystem zu vorherzusagen, welche Seiten in naher Zukunft nicht benötigt werden

[Bild: http://andy.mgt.ncu.edu.tw/wordpress-zh_TW/?cat=2]

Thrashing (3)

Es hängt auch vom Programmierer ab:

```
int m[256][256];
for (i=0; i<256; i++)
      for (j=0; j< 256; j++)
            m[i][j] = 0;
```

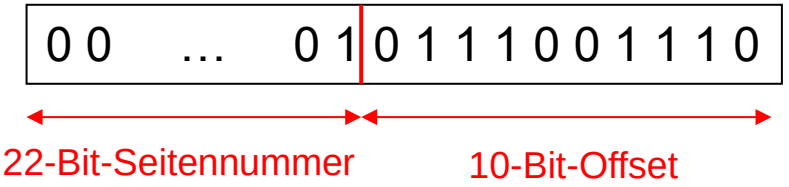
im Vergleich zu:

```
int m[256][256];
for (j=0; j<256; j++)
      for (i=0; i< 256; i++)
            m[i][j] = 0;
```

Während die erste Version die Lokalität ausnutzt, hat die zweite eine deutlich schlechtere Effizienz, weil sie ständig zwischen weiter entfernten Speicherbereichen springt.

Technische Realisierung (1)

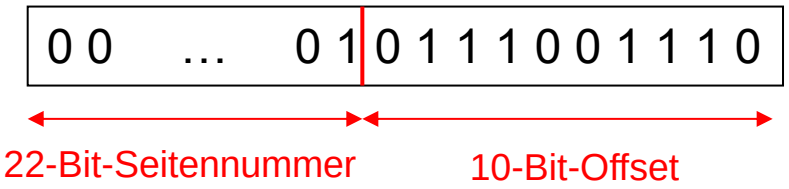
- Einfachstes Modell: Prozess (Daten+Code) befindet sich im Hintergrundspeicher
- Bei teilweise eingelagerten Prozessen: Zusätzlich Teile im Hauptspeicher
- Logische Adressen überdecken kompletten virtuellen Adressraum
- Wie bei einfachem Paging: Trennung der logischen Adressen in Seitennummer und Offset



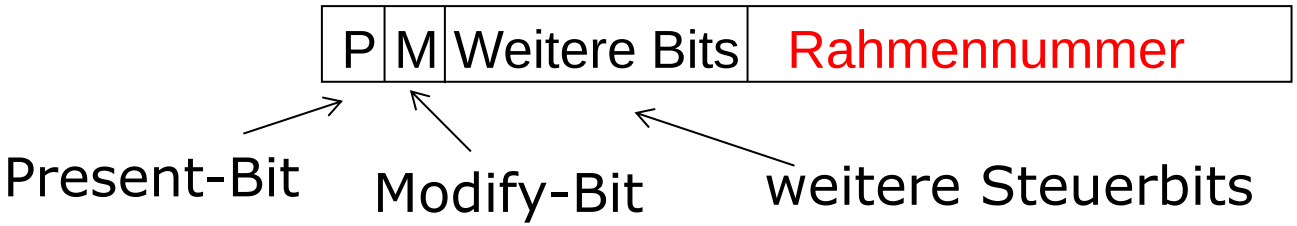
Bsp.: 32-Bit-Adresse
1 KiB Seitengröße

Technische Realisierung (2)

- Zusätzliche Informationen in Seitentabelle:
  - Ist die Seite im Hauptspeicher präsent?
  - Wurde der Inhalt der Seite seit letztem Laden in den Hauptspeicher verändert?
- Logische Adresse:



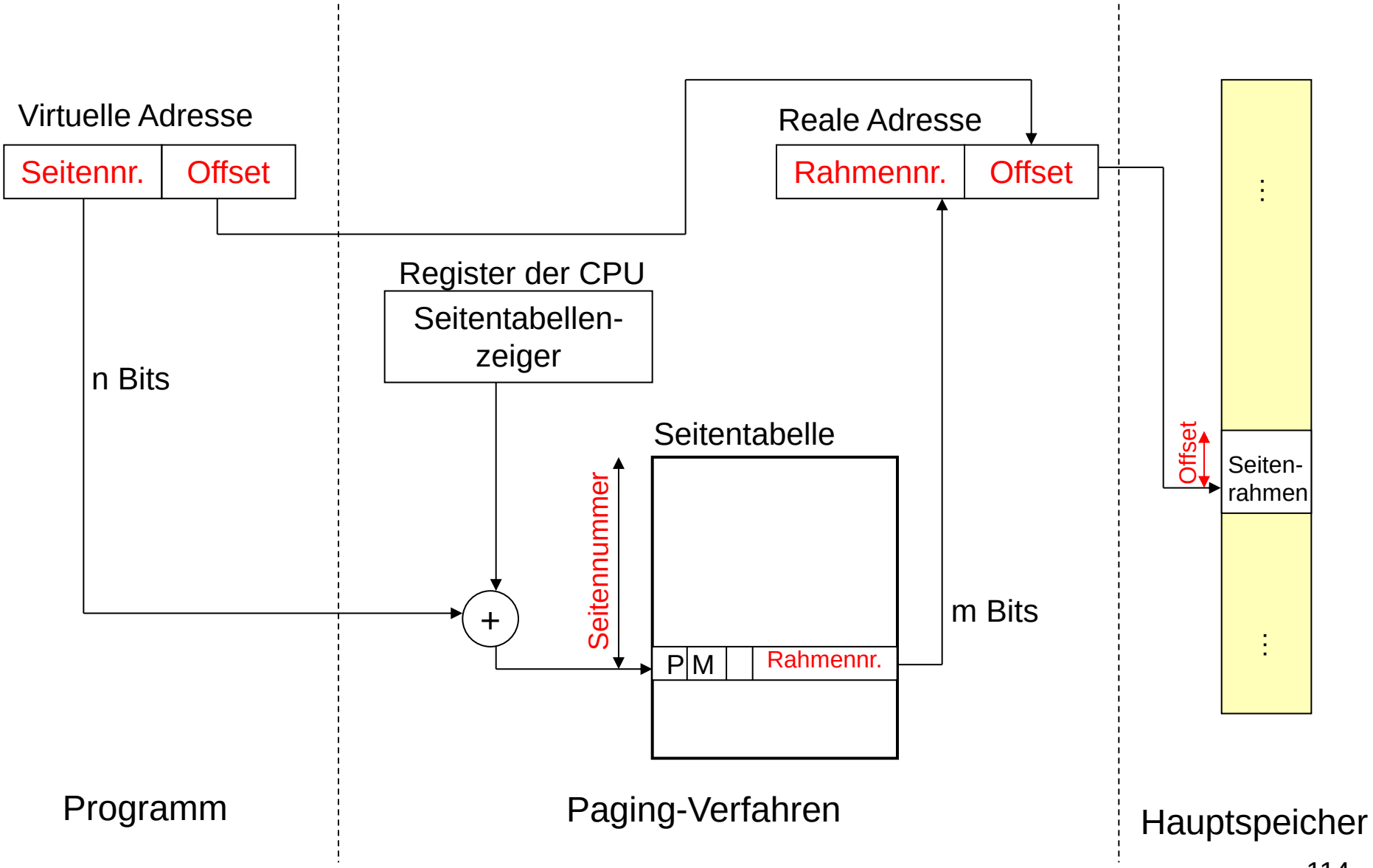
- Seitentabelleneintrag:



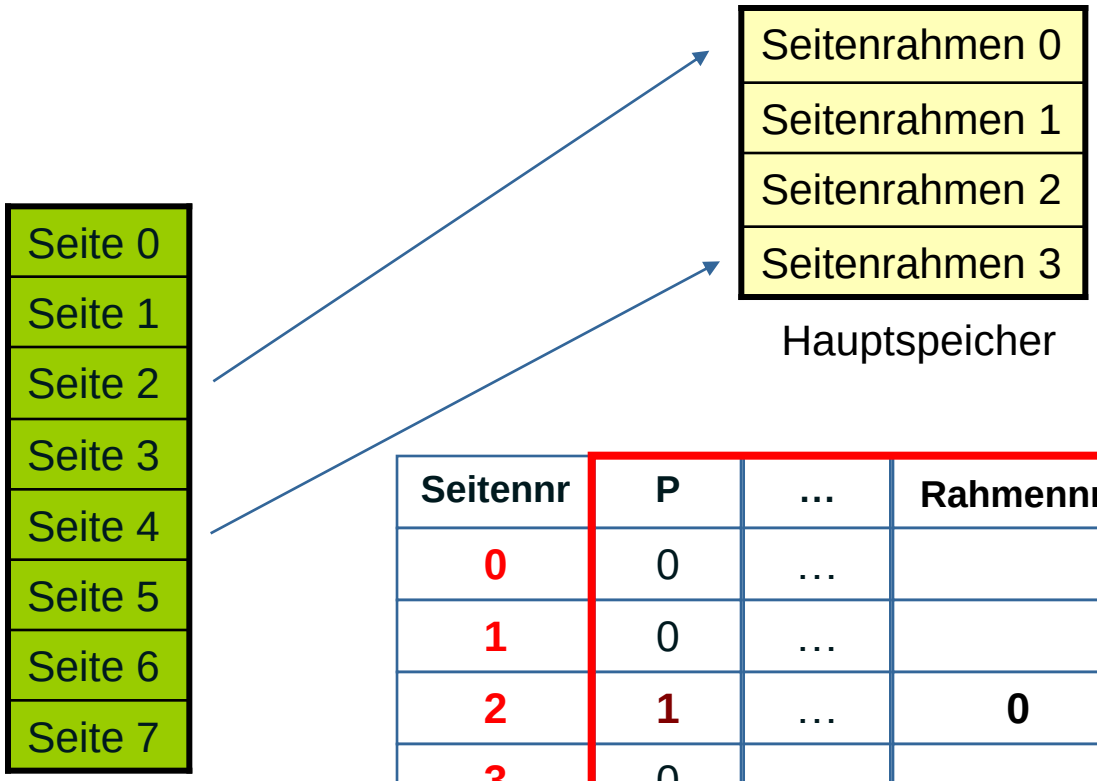
Technische Realisierung (3)

- Seitentabelle liegt im Hauptspeicher
- Umsetzung der virtuellen Adressen in reale Adressen mit Hardwareunterstützung
- Memory Management Unit (MMU) des Prozessors führt Berechnung durch

Adressumsetzung



Seitentabelle



Seitennr	P	…	Rahmennr.
0	0	…	
1	0	…	
2	1	…	0
3	0	…	
4	1	…	3
5	0	…	
6	0	…	
7	0	…	

Seitentabelle des Prozesses im Hauptspeicher

Was passiert z.B. bei Zugriff auf Seite 0?

Seitenfehler (1)

- Zugriff auf Seite, die nicht im Haupt-speicher vorhanden
- Hardware (MMU) hat durch das Present-Bit die Information, dass die angefragte Seite nicht im Hauptspeicher ist
- Das laufende Programm wird unterbrochen und der aktuelle Programmzustand wird gesichert

Seitenfehler (2)

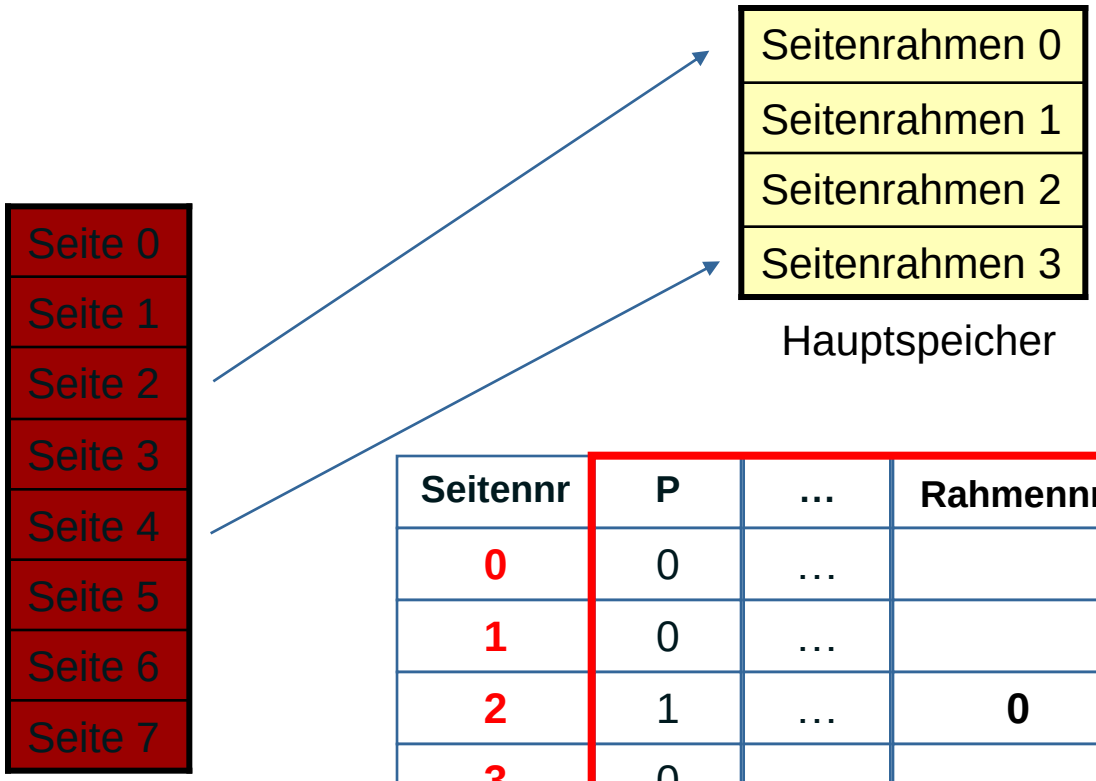
- Betriebssystem lädt die entsprechende Seite von der Festplatte in einen freien Rahmen
- Falls kein Rahmen frei: Vorheriges Verdrängen der Daten eines belegten Rahmens (beachte dabei Modify-Bit)
- Aktualisierung der Seitentabelleneinträge (Present-Bit und Rahmennummer)
- Danach kann unterbrochenes Programm fortgesetzt werden, Prozess ist rechenbereit

Seitenfehler (3)

Welche Informationen benötigt das Betriebssystem zum Einlagern von Seiten?

- Abbildung Seitennummer auf Festplatten-adresse
- Liste freier Seitenrahmen

Seitenfehler (4)



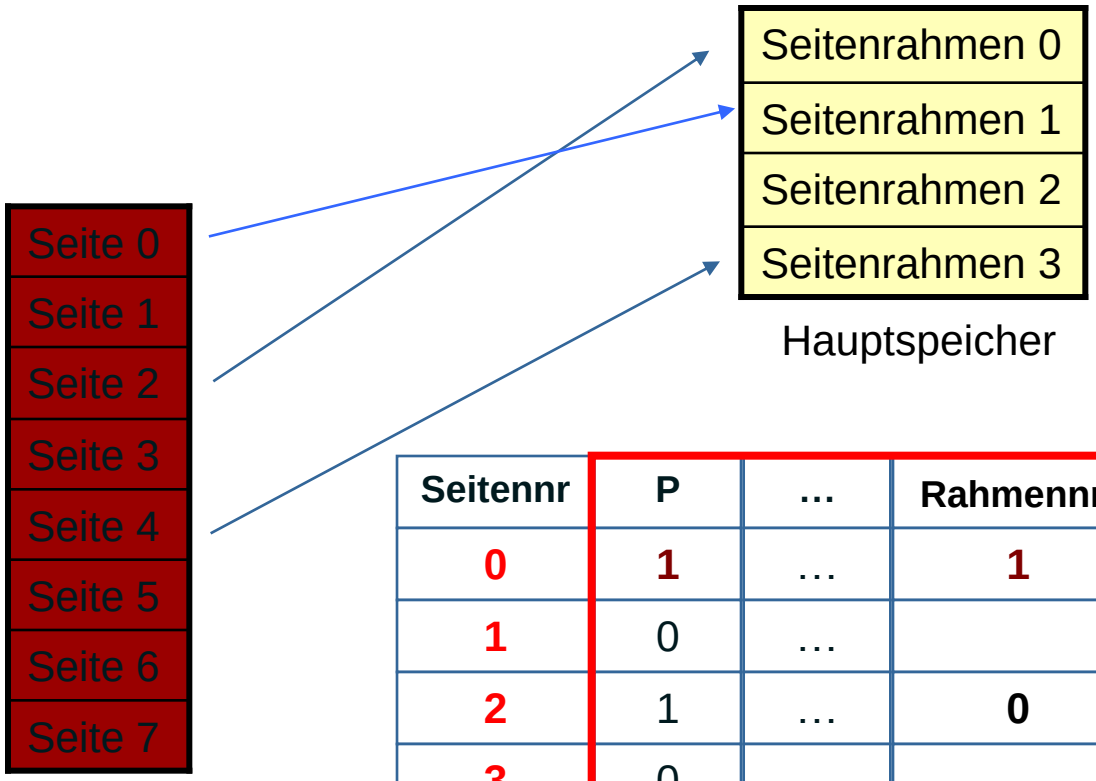
Diskblock-Deskriptor

Seitennr	P	…	Rahmennr.
0	0	…	
1	0	…	
2	1	…	0
3	0	…	
4	1	…	3
5	0	…	
6	0	…	
7	0	…	

Festplatten-Adresse
A
D
B
X
Y
C
E
F

Seitentabelle des Prozesses im Hauptspeicher

Seitenfehler (4)



Diskblock-Deskriptor

Seitennr	P	…	Rahmennr.
0	1	…	1
1	0	…	
2	1	…	0
3	0	…	
4	1	…	3
5	0	…	
6	0	…	
7	0	…	

Festplatten-Adresse
A
D
B
X
Y
C
E
F

Seitentabelle des Prozesses im Hauptspeicher

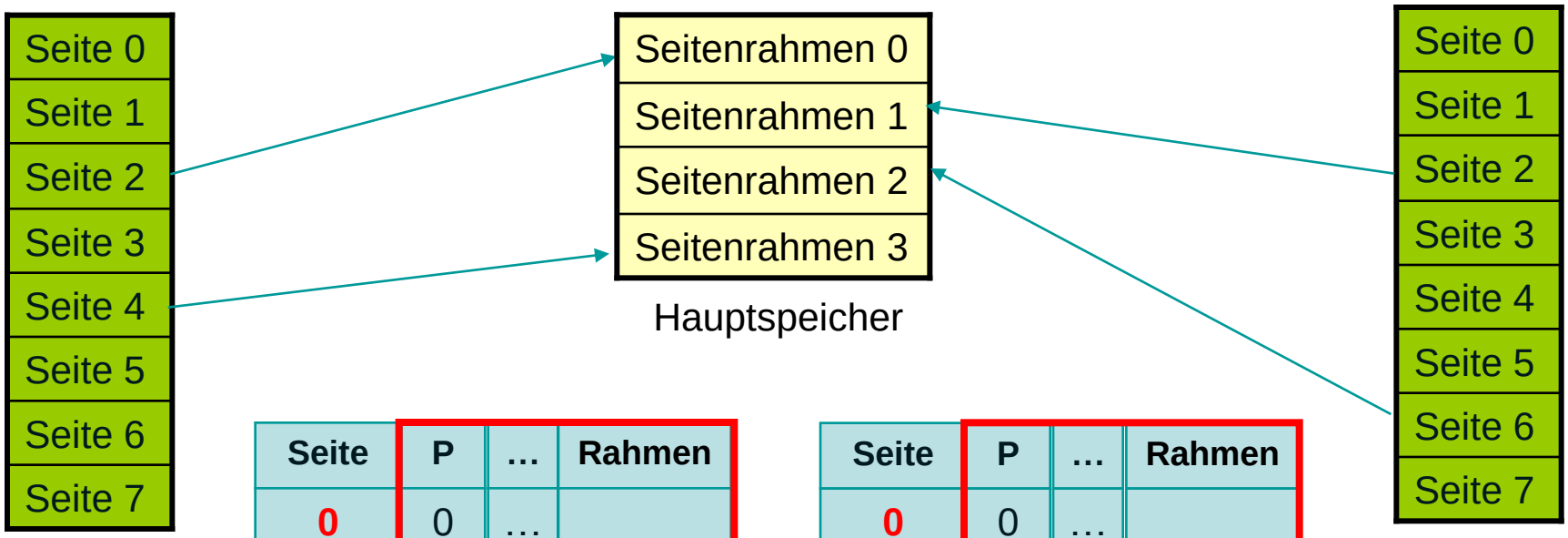
Verdrängung (1)

- Wenn kein freier Rahmen vorhanden: Verdrängen von Seitenrahmen auf die Festplatte
- Je nach Betriebssystem:
  - Alle Seitenrahmen sind Kandidaten für Verdrängung oder
  - Nur Seitenrahmen des eigenen Prozesses
- Entscheidung unter diesen Kandidaten gemäß Verdrängungsstrategie
- Ziel: Gute Ausnutzung von Lokalität

Verdrängung (2)

- Modify-Bit gesetzt: Schreibe Seite im entsprechenden Rahmen auf Festplatte zurück
- Aktualisiere Seitentabelle (P-Bit, Rahmennummer)
- Generell: Suche von bestimmten Seiten-rahmen in Seitentabelle von Prozessen ineffizient
- Weitere Tabelle: Abbildung von Seitenrahmennummer auf <Prozessnummer, Seitennummer>

Verdrängung (3)



virtueller Adressraum Prozess 1

virtueller Adressraum Prozess 2

Seite 0 von Prozess 1 soll eingelagert werden

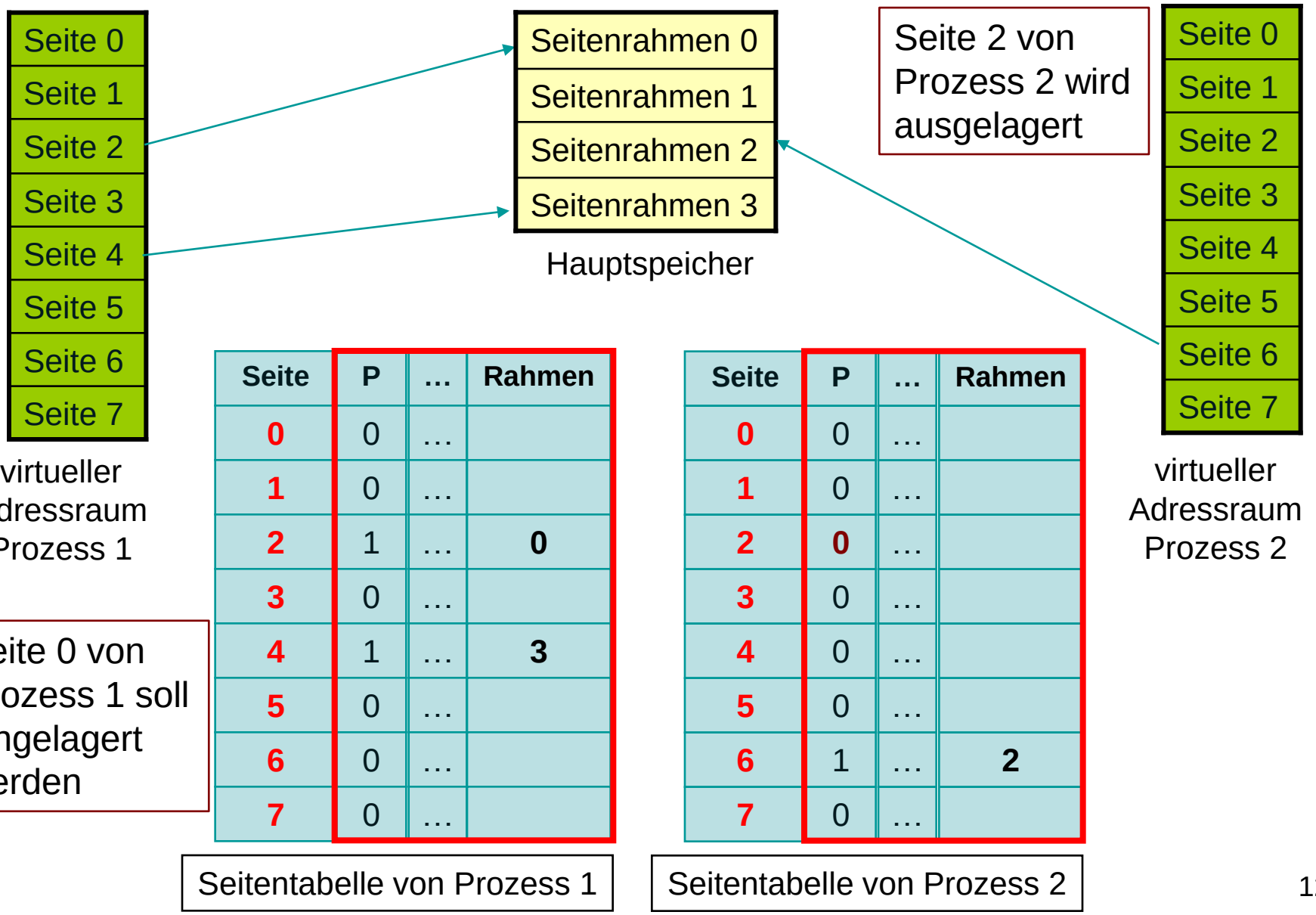
Seite	P	…	Rahmen
0	0	…	
1	0	…	
2	1	…	**0**
3	0	…	
4	1	…	**3**
5	0	…	
6	0	…	
7	0	…	

Seitentabelle von Prozess 1

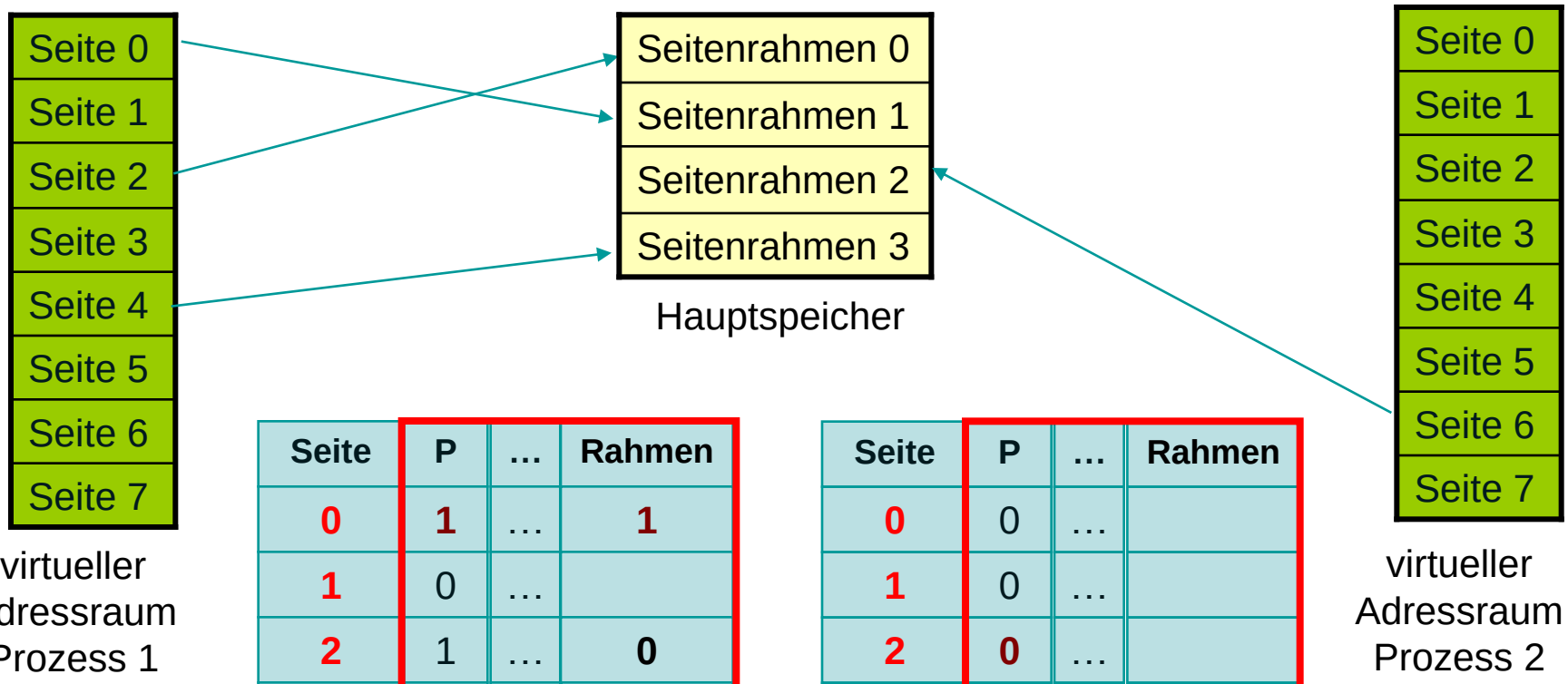
Seite	P	…	Rahmen
0	0	…	
1	0	…	
2	1	…	**1**
3	0	…	
4	0	…	
5	0	…	
6	1	…	**2**
7	0	…	

Seitentabelle von Prozess 2

Verdrängung (3)



Verdrängung (3)



Seite	P	…	Rahmen
0	1	…	1
1	0	…	
2	1	…	0
3	0	…	
4	1	…	3
5	0	…	
6	0	…	
7	0	…	

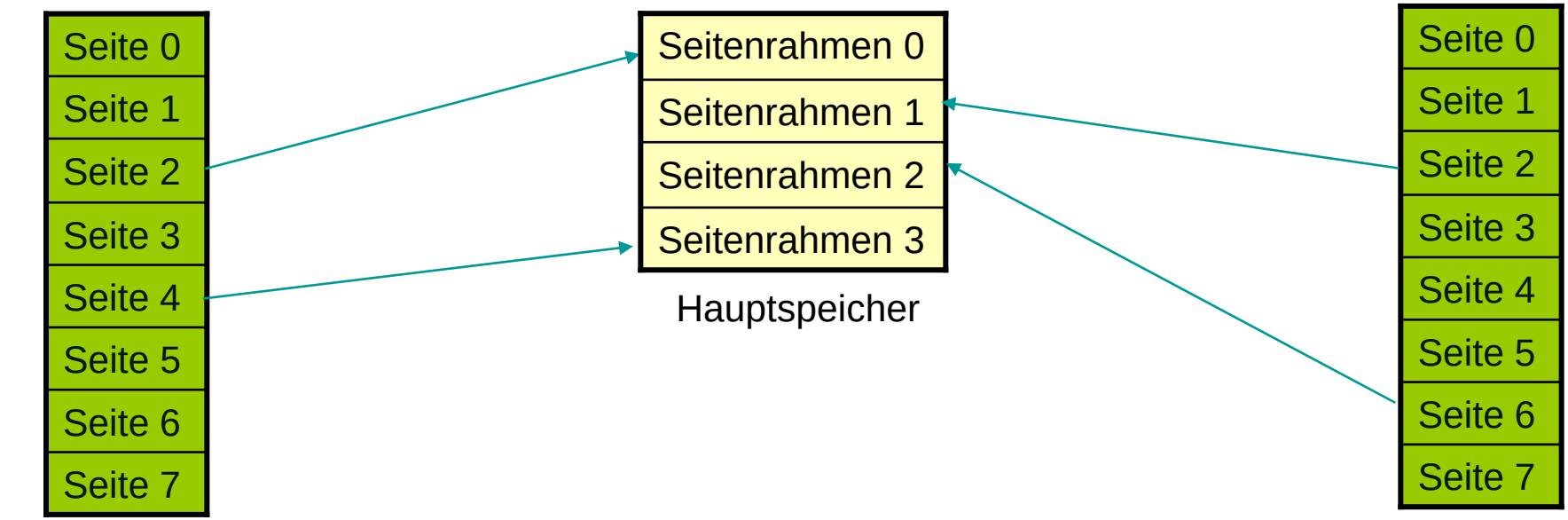
Seitentabelle von Prozess 1

Seite	P	…	Rahmen
0	0	…	
1	0	…	
2	0	…	
3	0	…	
4	0	…	
5	0	…	
6	1	…	2
7	0	…	

Seitentabelle von Prozess 2

Seite 0 von Prozess 1 wird eingelagert

Verdrängung (4)



Rahmen	Prozess	Seite
0	1	2
1	2	2
2	2	6
3	1	4

Abbildung Seitenrahmennummer auf <Prozessnummer, Seitennummer>

Größe von Seitentabellen

- Problem: Größe der Seitentabelle bei großem virtuellen Adressraum
- Beispiel: 32-Bit-Adressraum, 4 KiB Seiten
  - 20-Bit-Seitennummer, 12-Bit-Offset
  - Also: 2^{20} Seiten der Größe 2^{12} Byte, Seitentabelle mit 2^{20} Zeilen!
  - Annahme: 2^2=4 Byte pro Zeile
  - Also: 2^{22} Byte für Seitentabelle, d.h. $2^{22-12}=2^{10}$ Rahmen für Seitentabelle eines Prozesses im Hauptspeicher benötigt

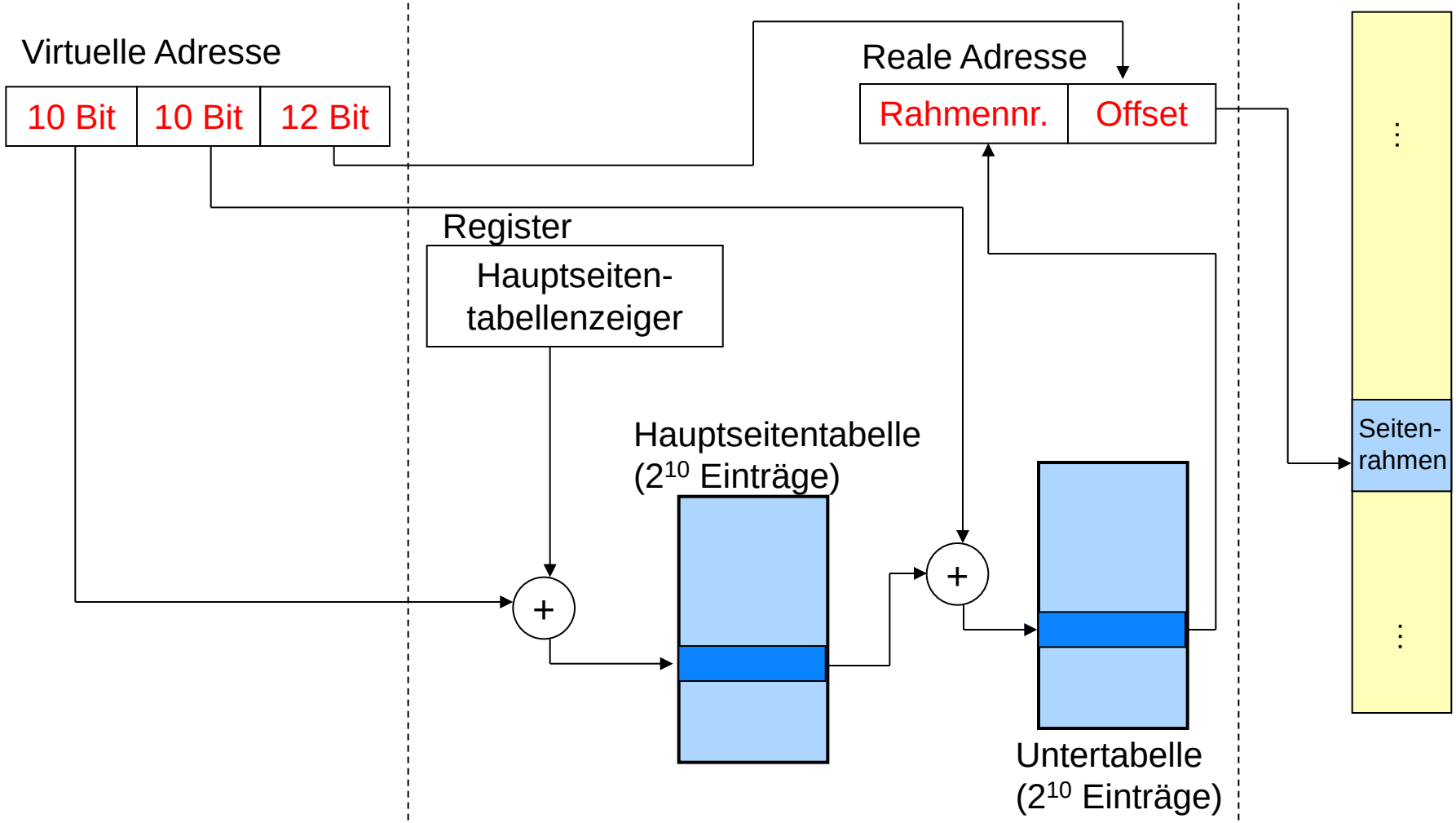
Zweistufige Seitentabellen (1)

- Hierarchische Seitentabelle
- Idee: Speichere auch Seitentabelle im virtuellen Speicher
- Im Beispiel: 2^{20} Seiten müssen angesprochen werden, also werden 2^{10} Rahmen für Seitentabelle benötigt
- Idee: Benutze eine Hauptseitentabelle, die immer im Speicher liegt
- Diese enthält 2^{10} Verweise auf Untertabellen

Zweistufige Seitentabellen (2)

- Erste 10 Bits einer virtuellen 32-Bit-Adresse: Index für die Hauptseite, um die benötigte Untertabelle zu finden
- Wenn entsprechende Seite nicht im Speicher: Lade in freien Seitenrahmen
- Nachfolgende 10 Bit der Adresse: Index von Seitenrahmen in Untertabelle
- Also Referenzen auf 2^{20} Seiten möglich
- Restliche 12 Bit der virtuellen Adresse: wie vorher Offset innerhalb des Seitenrahmens

Adressumsetzung



Invertierte Seitentabellen (1)

- Alternative für noch größere Adressräume
- Viel größere Anzahl von Seiten des virtuellen Adressraumes als zugeordnete Rahmen von Prozessen
- Seitentabellen meist nur sehr dünn besetzt
- Seitentabellen zur Abbildung von Seitennummer auf Rahmennummer verschwenden Speicherplatz

Invertierte Seitentabellen (2)

- Nicht für jede virtuelle Seite einen Eintrag, sondern für jeden physischen Seitenrahmen
- Speichere zu Seitenrahmen die zugehörige Seitennummer
- Unabhängig von Gesamtanzahl der Seiten der Prozesse: Ein fester Teil des realen Speichers für die Tabellen benötigt

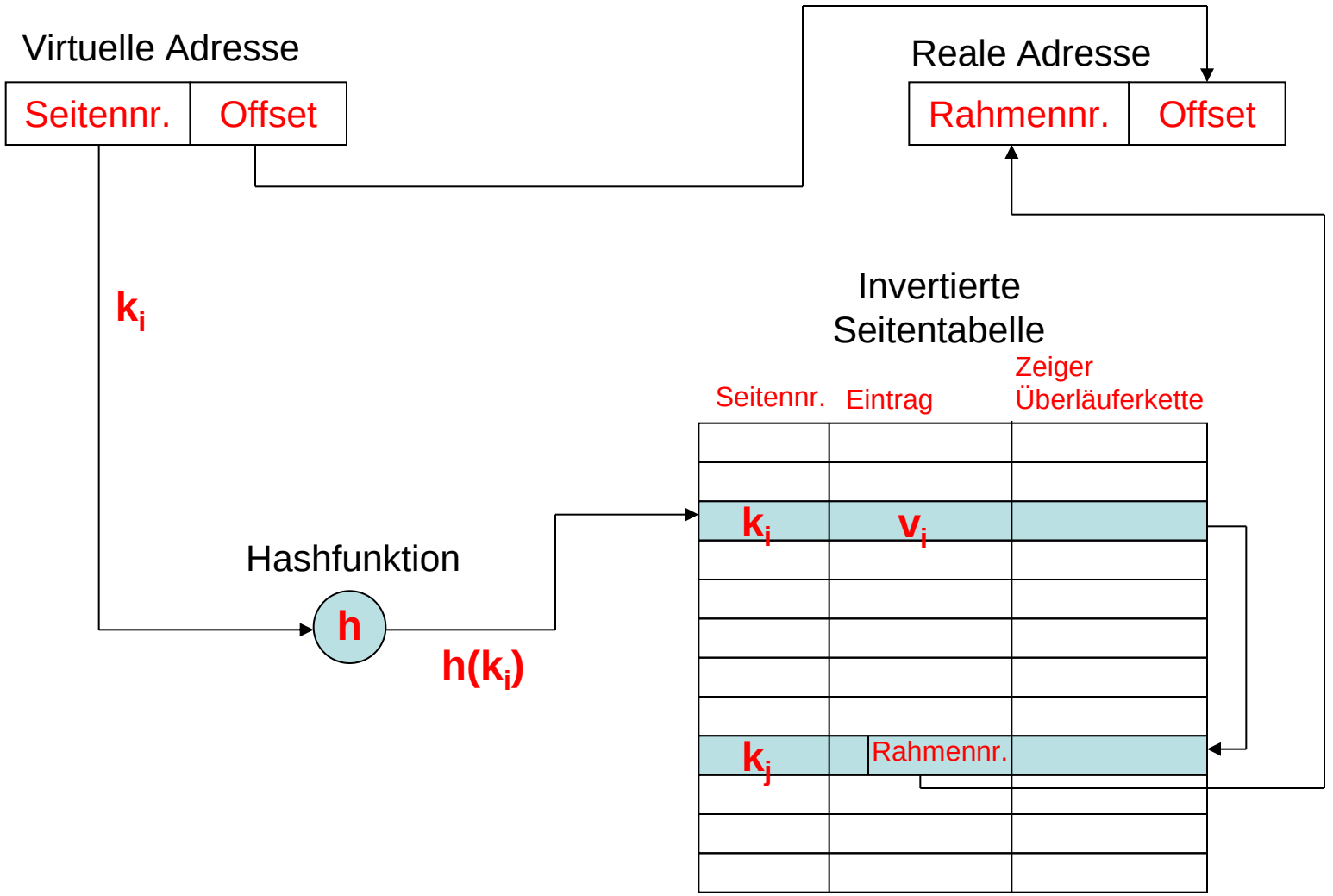
Invertierte Seitentabellen (3)

- Nachteil: Aufwändiger, eine virtuelle Adresse auf eine physische abzubilden
- Benutze eine Hashtabelle um Seitennummern mit Rahmen zu speichern
- n = #Seiten, m = #Rahmen, Hashfunktion:
  $h : \{0, \ldots, n-1\} \rightarrow \{0, \ldots, m-1\}$
- Sei k_i Seitennummer, einfaches Beispiel:
  $h(k_i) = k_i \bmod m$
- Bei Vergabe eines neuen Seitenrahmens v_i: Speichere an Platz $h(k_i)$ das Paar (k_i, v_i) ab

Invertierte Seitentabellen (4)

- Problem: Hashkollisionen (mehr als einer virtuellen Seitennummer wird derselbe Hashwert zugewiesen)
- Verkettete Liste zur Verwaltung des Überlaufs
- Suche mit Schlüssel k_i: Nachschauen an Stelle $h(k_i)$
- Wenn Stelle belegt: Überprüfe, ob Schlüssel k_i übereinstimmt
- Wenn nicht: Verfolge Überläuferkette

Invertierte Seitentabellen (5)



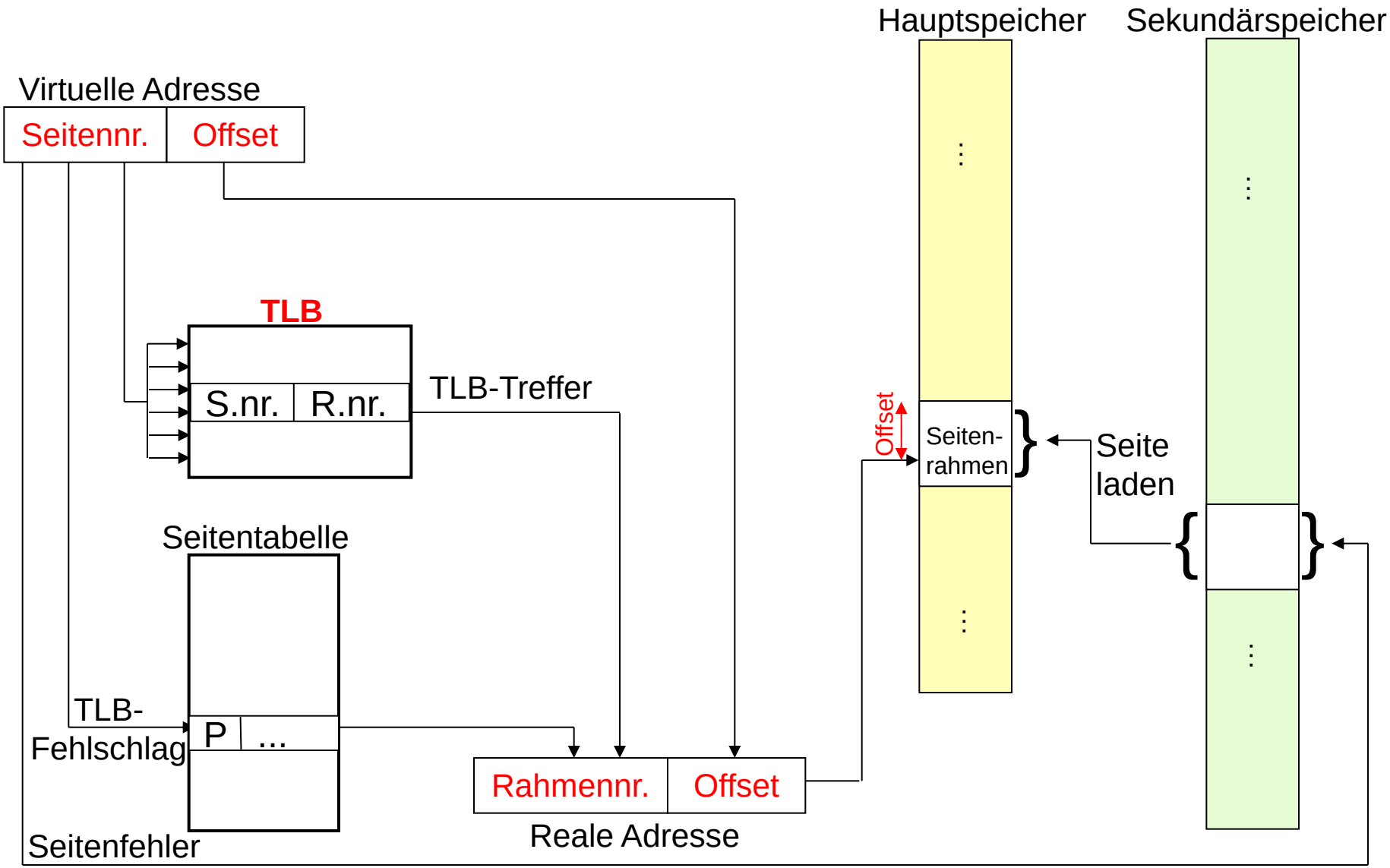
Translation Lookaside Buffer (TLB)

- Bei Speicherzugriff mit Paging: mindestens ein zusätzlicher Zugriff auf die Seitentabelle
- Hardwaremäßige Beschleunigung durch zusätzlichen Cache für Adressübersetzung (Adressumsetzungspuffer, TLB)
- TLB enthält Seitentabelleneinträge, auf die zuletzt zugegriffen wurde (Lokalitätsprinzip)

TLB: Suche nach virtueller Adresse

- Sieh nach, ob Eintrag zu virtueller Adresse in TLB
- Wenn ja: Lies Rahmennummer und bilde reale Adresse
- Sonst:
  - Sieh nach in Seitentabelle, ob P-Bit gesetzt
  - Wenn ja: Aktualisiere TLB durch Einfügen des neuen Seitentabelleneintrags, bilde Adresse
- Wenn Seite nicht im Hauptspeicher: Lade Seite von Festplatte nach und aktualisiere Seitentabelle

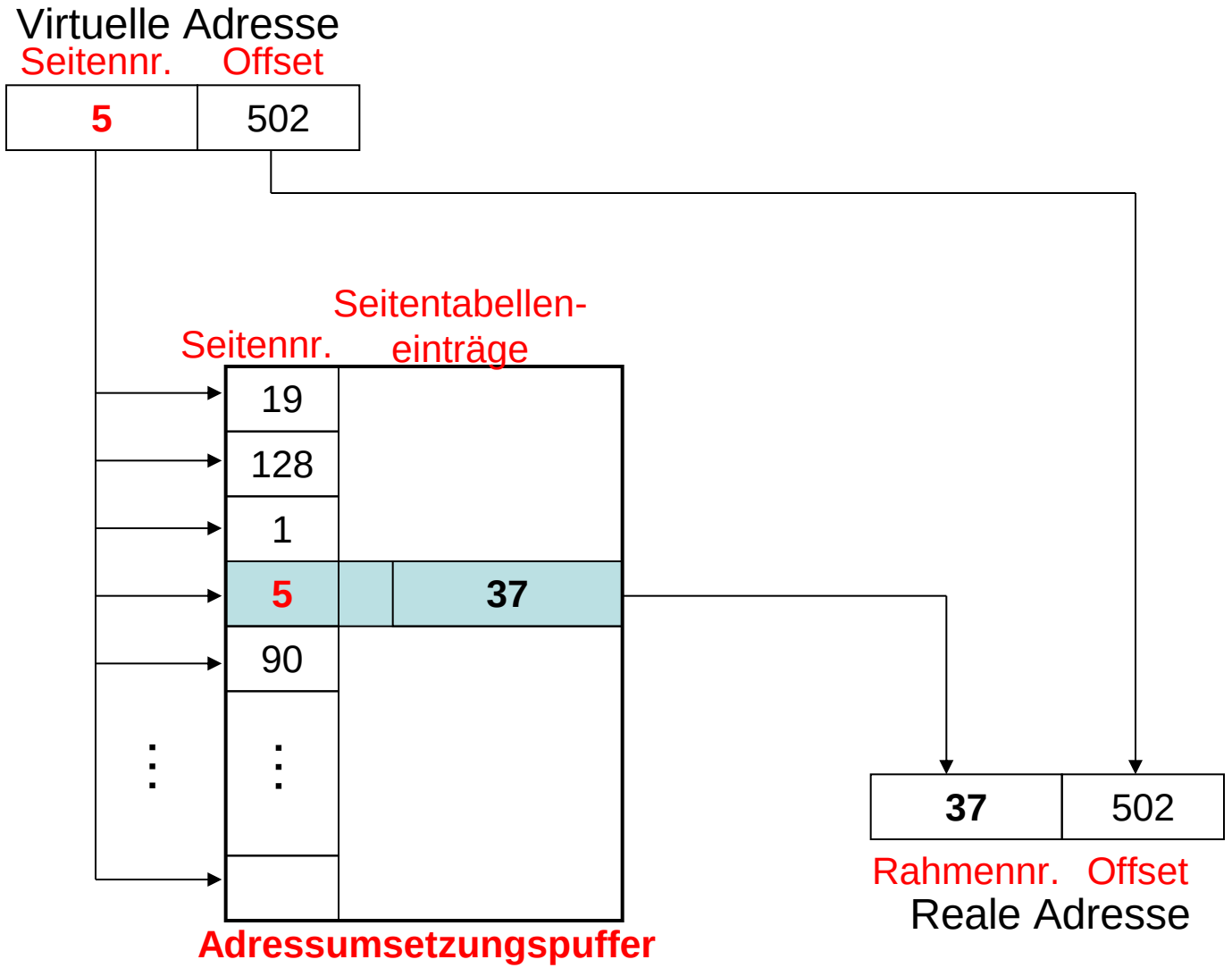
Verwendung des TLB



TLB: Assoziative Zuordnung (1)

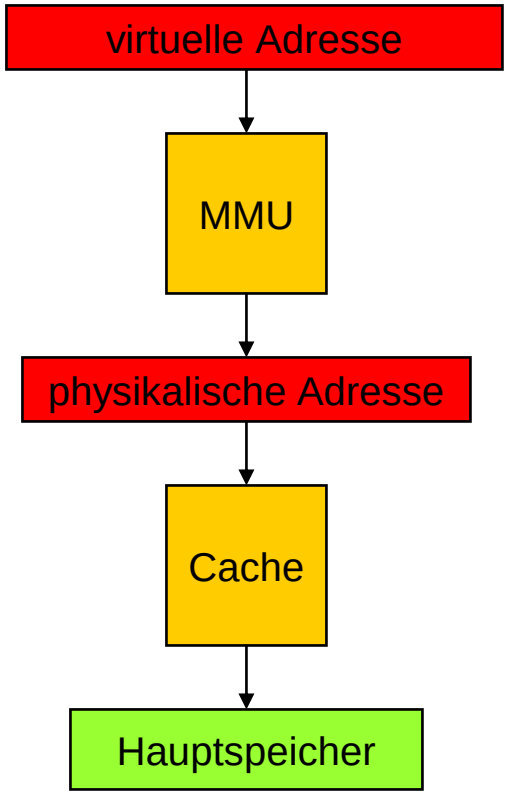
- TLB enthält nur einige Einträge
- Seitennummer kann nicht als Index dienen
- Angefragte Seitennummer wird durch Hardware parallel mit allen Einträgen in TLB verglichen
- Bei neuem Eintrag: Verdrängungsstrategie notwendig

TLB: Assoziative Zuordnung (2)



TLB und Caches

- Zusätzlich noch Caches für Programme und Daten
- Verwenden physikalische Adressen



Seitengröße

- Wahl der Seitengröße wichtig für Effizienz
- Kleine Seiten: Wenig Verschnitt (interne Fragmentierung)
- Große Seiten: Kleinere Seitentabellen, weniger Verwaltungsaufwand
- In Realität: Seitengrößen 4 KiB bis 1 GiB

Grundlegende Methoden der Speicherverwaltung

Partitionierung

- Speicheraufteilung zwischen verschiedenen Prozessen (Partitionierung mit festen Grenzen)

Paging

- Einfaches Paging / kombiniert mit Konzept des virtuellen Speichers

Segmentierung

- Einfache Segmentierung / kombiniert mit Konzept des virtuellen Speichers

Segmentierung (1)

- Virtueller Adressraum eines Prozesses aufgeteilt in Segmente mit verschiedener Größe (z.B. Code, Daten)
- Größe der Segmente unterschiedlich und dynamisch, können wachsen
- Nicht notwendigerweise zusammen-hängende Speicherbereiche
- Nicht alle Segmente eines Prozesses müssen im Arbeitsspeicher vorhanden sein

Segmentierung (2)

- Keine interne Fragmentierung, aber externe Fragmentierung
- Zuteilungsalgorithmen benötigt (z.B. First Fit oder Best Fit)
- Schutz und gemeinsame Nutzung auf Segmentbasis einfach zu regeln
- Segmenttabelleneintrag:

P	M	Weitere Bits	Länge	Basisadr.

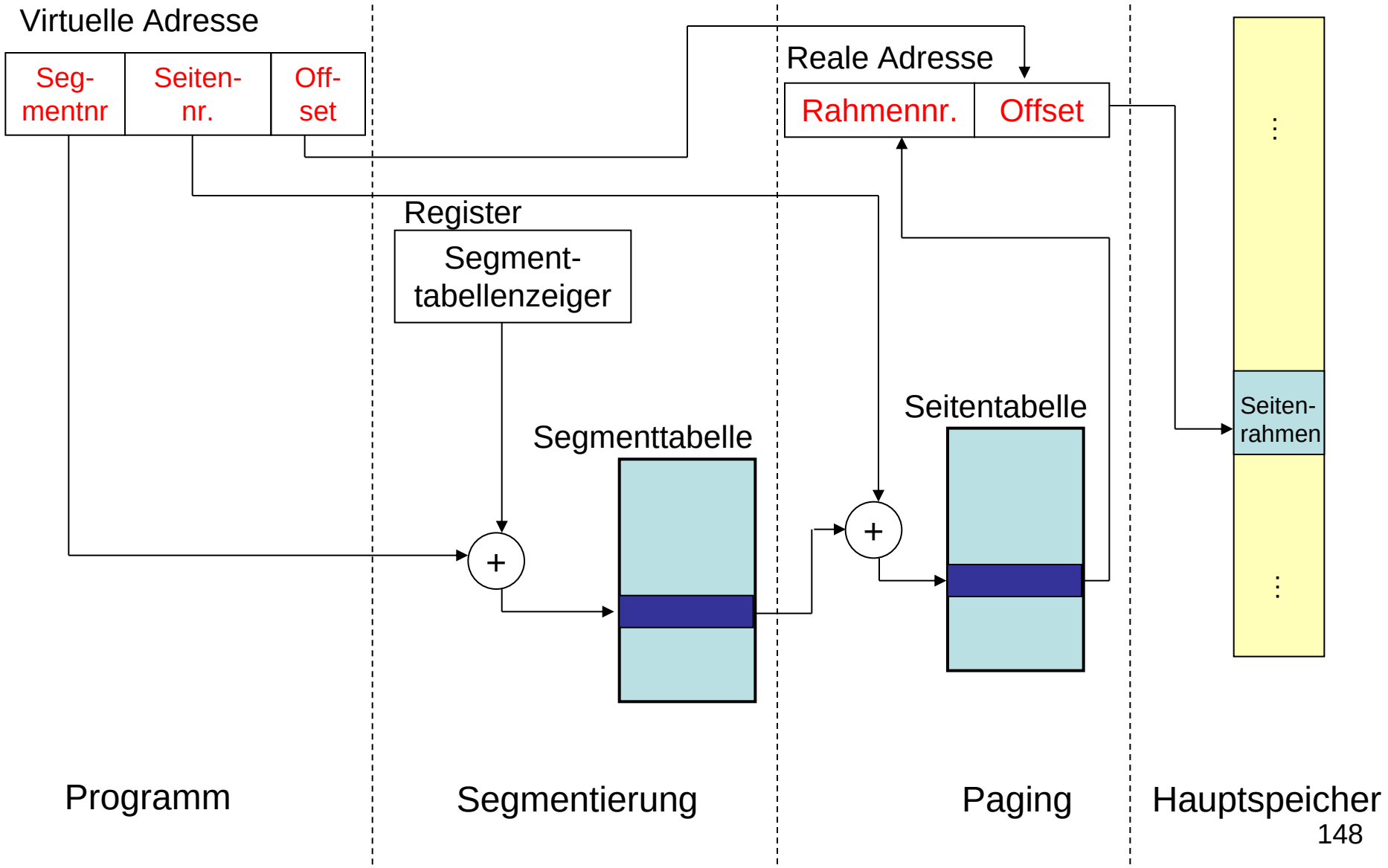
Segmentierung (3)

- Adressumrechnung komplexer: Virtuelle Adresse besteht aus <Segmentnummer, Offset>, reale Adresse: Basisadresse+Offset
- Wenn Prozesse wachsen, Anpassung an dynamischen Speicherbedarf
- Segmentvergrößerung:
  - Allokieren von nachfolgendem Speicher oder
  - Verschiebung in einen größeren freien Bereich (kann sehr aufwändig sein)

Segmentierung (4)

- Um große Segmente effizient zu verwalten: Kombination von Segmentierung und Paging
- Prozesse aufgeteilt in Segmente, pro Prozess eine Segmenttabelle
- Segmente aufgeteilt in Seiten fester Größe, pro Segment eine Seitentabelle
- Aufbau einer Adresse:
  - Virtuelle Adresse: <Segmentnummer, $Offset_{Segmentierung}$>
  - $Offset_{Segmentierung}$ beim Paging interpretiert als: <Seitennummer, $Offset_{Paging}$>

Segmentierung und Paging kombiniert: Adressumsetzung



Aspekte der Speicherverwaltung

Wichtige Entscheidungen:

- Wann werden Seiten in den Hauptspeicher geladen?
- Welche Seiten werden ausgelagert?
- Wie viele Rahmen darf ein Prozess belegen?

Abrufstrategie

- Paging on Demand:
  - Lade Seite erst in den Hauptspeicher, wenn sie benötigt wird
  - Anfangs: Viele Seitenfehler, danach Verhalten entsprechend Lokalitätsprinzip
- Prepaging:
  - Neben einer angeforderten Seite werden noch weitere in der Umgebung geladen
  - Nicht besonders effizient, wenn die meisten Seiten nicht benötigt werden
  - In Praxis nicht eingesetzt

Austauschstrategie (1)

- Auswahl einer Seite, die ausgelagert werden soll, wenn der Speicher voll ist
- Nach Möglichkeit: Seite, auf die in nächster Zeit wahrscheinlich nicht zugegriffen wird
- Vorhersage anhand der vergangenen Speicherreferenzen

Austauschstrategie (2)

- LRU (Least Recently Used): Lagere Seite aus, auf die am längsten nicht zugegriffen wurde
- FIFO (First In First Out): Lagere Seite aus, die zuerst eingelagert wurde
- Clock-Algoritmus:
  - Rahmen/Seiten haben Referenced Bit
  - Setze nach jedem Seitenzugriff auf 1
  - Einlagern einer neuen Seite:
    - Suche im Uhrzeigersinn Seite mit Referenced Bit 0
    - Setze Referenced Bit auf 0 bei überquerten Seiten
  - Geringer Overhead, gute Leistung

Größe des Resident Set (1)

- Entscheidung, wie viel Hauptspeicher einem Prozess beim Laden zur Verfügung gestellt wird
- Je kleiner der Teil ist, der geladen wird, desto mehr Prozesse können sich im Hauptspeicher befinden und
- Desto größer ist aber die Seitenfehlerrate

Größe des Resident Set (2)

- Feste Zuteilung:
  - Feste Zahl von Rahmen im Hauptspeicher (abhängig von Art des Prozesses)
  - Bei Seitenfehler: Eine der Seiten dieses Prozesses muss gegen die benötigte Seite ausgetauscht werden
- Variable Zuteilung:
  - Anzahl der zugeteilten Seitenrahmen kann während Lebensdauer variieren
  - Bei ständig hohen Seitenfehlerraten: Zuweisung von zusätzlichen Rahmen
  - Bei niedrigen Seitenfehlerraten: Versuche, Anzahl der zugewiesenen Rahmen zu reduzieren

Cleaning Strategie

- Demand Cleaning:
  - Seite wird nur dann in Sekundärspeicher übertragen, wenn sie ersetzt wird
  - Bei Seitenfehlern müssen zwei Seiten-übertragungen stattfinden
- Precleaning:
  - Seiten werden in den Hauptspeicher geladen, bevor ihre Rahmen benötigt werden
  - Kann ineffizient sein

Multiprogramming-Grad

- Entscheidung, wie viele Prozesse sich im Hauptspeicher befinden sollen
- Zu geringe Anzahl: Häufig alle blockiert, Ein- und Auslagern ganzer Prozesse notwendig
- Zu große Anzahl: Größe des Resident Set nicht mehr ausreichend, häufig Seitenfehler
- Wenn geringe Anzahl Seitenfehler, kann Multiprogramming-Grad erhöht werden

Auslagern von Prozessen

- Reduzierung des Multiprogramming-Grads
- Mögliche Strategien:
  - Prozess mit geringster Priorität
  - Prozess, der Seitenfehler verursacht hat
  - Prozess mit kleinstem Resident Set
  - Prozess mit größtem Resident Set
  - Prozess mit größter verbleibender Ausführungszeit

Zusammenfassung (1)

- Speicherverwaltungsstrategien sind extrem wichtig für die Effizienz des Gesamtsystems
- Paging unterteilt den Speicher in viele gleich große Teile
- Betriebssysteme arbeiten mit virtuellem Speicher
- Lokalität ist die Grundvoraussetzung für das effiziente Funktionieren virtueller Speicher-konzepte

Zusammenfassung (2)

- Komplexe Hardware/Software nötig für einen einfachen Speicherzugriff
- Seitentabelleneintrag kann im TLB, Hauptspeicher oder auch auf Festplatte sein
- Seite kann sich im Cache, im Hauptspeicher, oder auf Festplatte befinden
- Bei Bedarf:
  - Nachladen und Auslagern von Seiten und Aktualisieren von Seitentabelleneinträgen
  - Auslagern kompletter Prozesse