Betriebssysteme (BS)

09. Virtueller Speicher

https://sys.cs.tu-dortmund.de/de/lehre/ss24/bs

17.06.2024

Peter Ulbrich

peter.ulbrich@tu-dortmund.de
bs-problems@ls12.cs.tu-dortmund.de
https://sys.cs.tu-dortmund.de/de/lehre/kummerkasten

In Teilen basierend auf *Betriebssysteme* von Olaf Spinczyk, Universität Osnabrück

technische universität
dortmund

Arbeitsgruppe
Systemsoftware

Wiederholung

- Bei der Speicherverwaltung arbeitet das Betriebssystem sehr eng mit der Hardware zusammen.
  - **Segmentierung** und/oder **Seitenadressierung**
  - Durch die implizite Indirektion beim Speicherzugriff können Programme und Daten unter der Kontrolle des Betriebssystems im laufenden Betrieb beliebig verschoben werden.
- Zusätzlich sind diverse strategische Entscheidungen zu treffen.
  - **Platzierungsstrategie** (*First Fit*, *Best Fit*, *Buddy*, ...)
    - Unterscheiden sich bzgl. Verschnitt sowie Belegungs- und Freigabeaufwand.
    - Strategieauswahl hängt vom erwarteten Anwendungsprofil ab.
  - Bei Ein-/Auslagerung von Segmenten oder Seiten:
    - **Logische** bzw. **virtuelle Seiten** und **physische Seitenrahmen** (***Kacheln***)
    - Ladestrategie
    - Ersetzungsstrategie

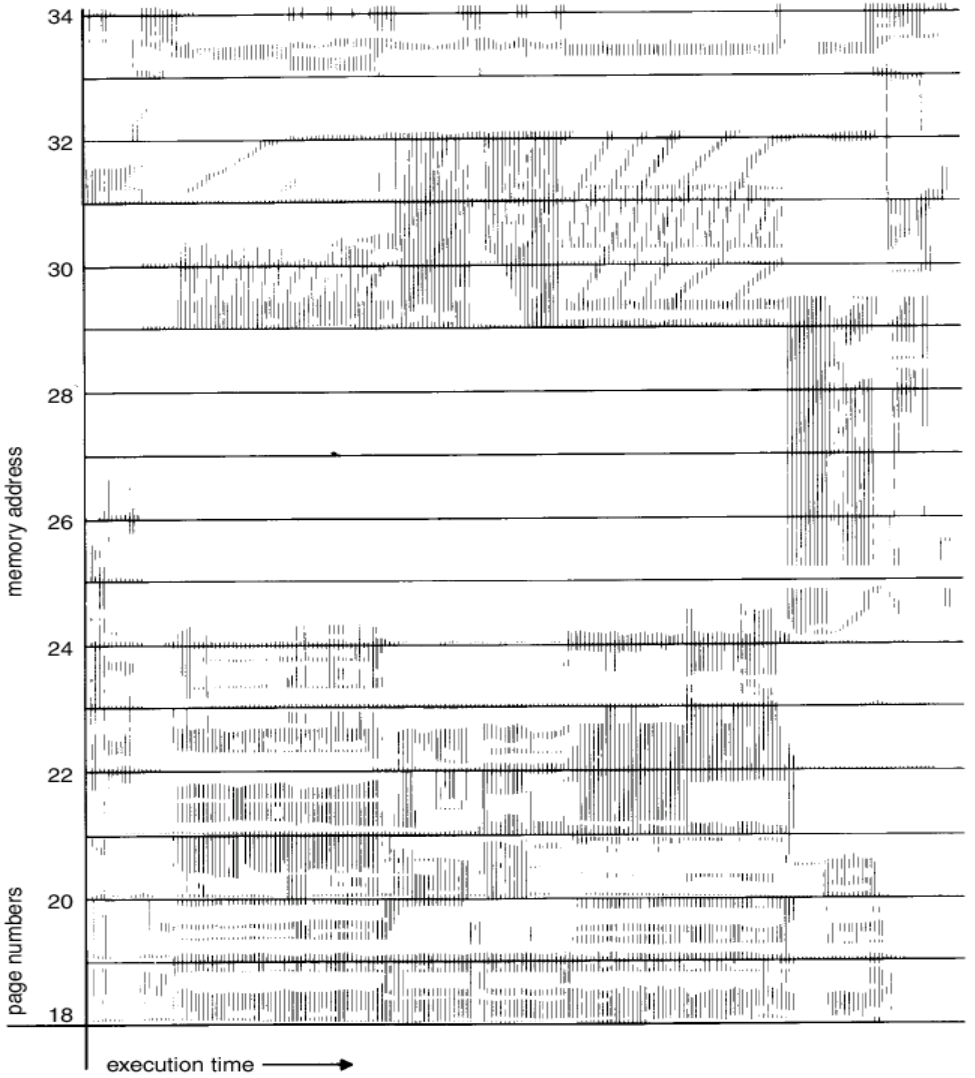
heute mehr dazu

Inhalt

- **Motivation**
- Demand Paging
- Seitenersetzung
- Seitenzuordnung
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

Lokalität der Speicherzugriffe

- Einzelne Instruktionen benötigen nur wenige Speicherseiten.
- Auch über längere Zeiträume zeigt sich starke Lokalität.
  - Instruktionen werden z.B. eine nach der anderen ausgeführt.
- Die Lokalität kann ausgenutzt werden, wenn der Speicher nicht reicht.
  - z.B. „Overlay-Technik“



Quelle: Silberschatz, „Operating System Concepts“

Die Idee des „Virtuellen Speichers“

- Entkoppelung des Speicherbedarfs vom verfügbaren Hauptspeicher
  - Prozesse benötigen nicht alle Speicherstellen gleich häufig:
    - bestimmte Befehle werden selten oder gar nicht benutzt (z.B. Fehlerbehandlungen)
    - bestimmte Datenstrukturen werden nicht voll belegt
  - Prozesse benötigen evtl. mehr Speicher als Hauptspeicher vorhanden
- **Idee:**
  - **Vortäuschen** eines größeren **Arbeitsspeichers**
  - **Einblenden** aktuell benötigter Speicherbereiche
  - **Auslagern** nicht benötigter Bereiche
  - Abfangen von Zugriffen auf nicht eingeblendete Bereiche, **einlagern** der benötigen Bereiche auf Anforderung

Inhalt

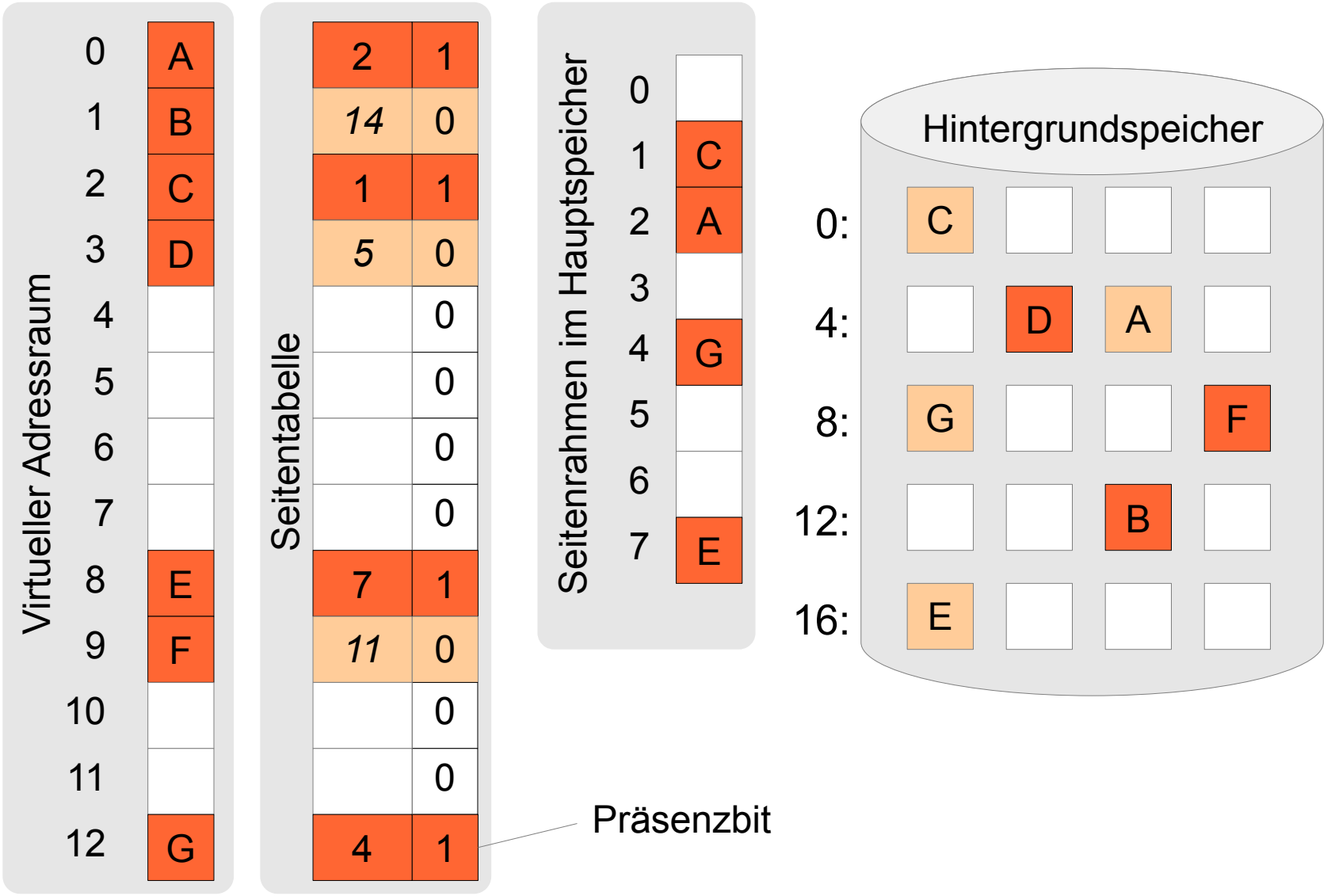
- Motivation
- **Demand Paging**
- Seitenersetzung
- Seitenzuordnung
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

Tanenbaum
3: Speicherverwaltung

Silberschatz
9: Virtual Memory

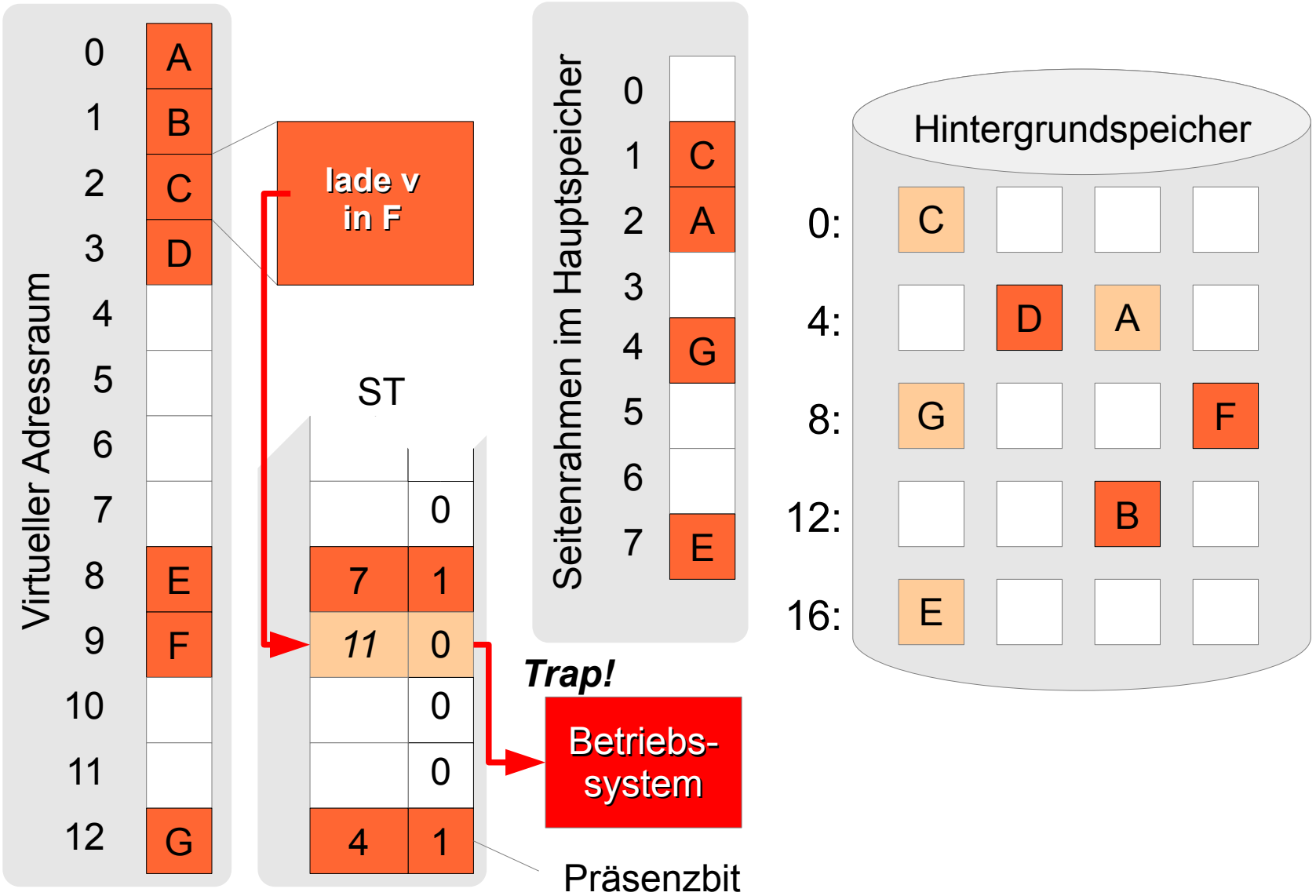
Demand Paging (Seitenumlagerung)

- Bereitstellung von Seiten auf Anforderung



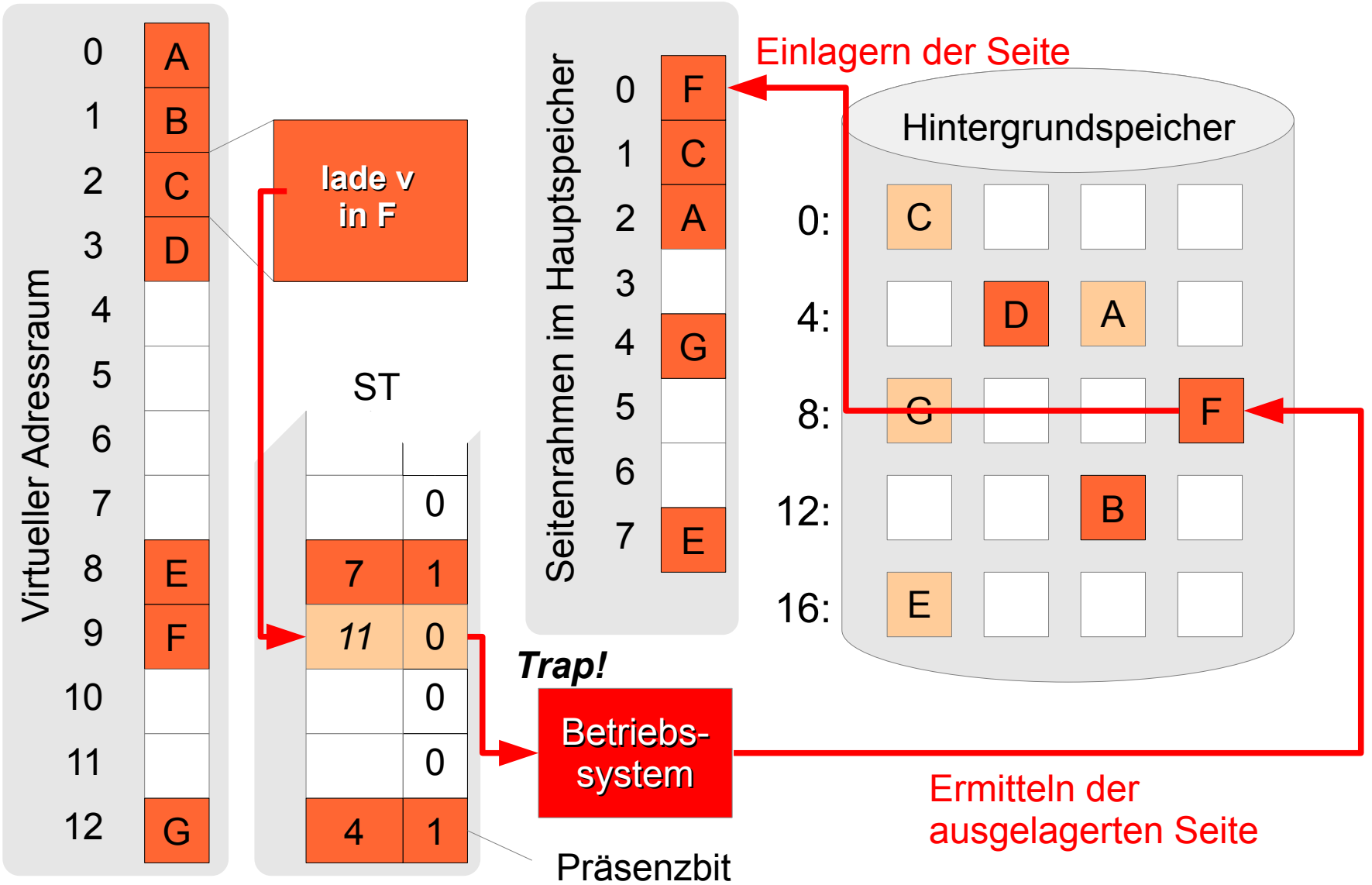
Demand Paging (Seitenfehler)

- Reaktion auf Seitenfehler (***page fault***)



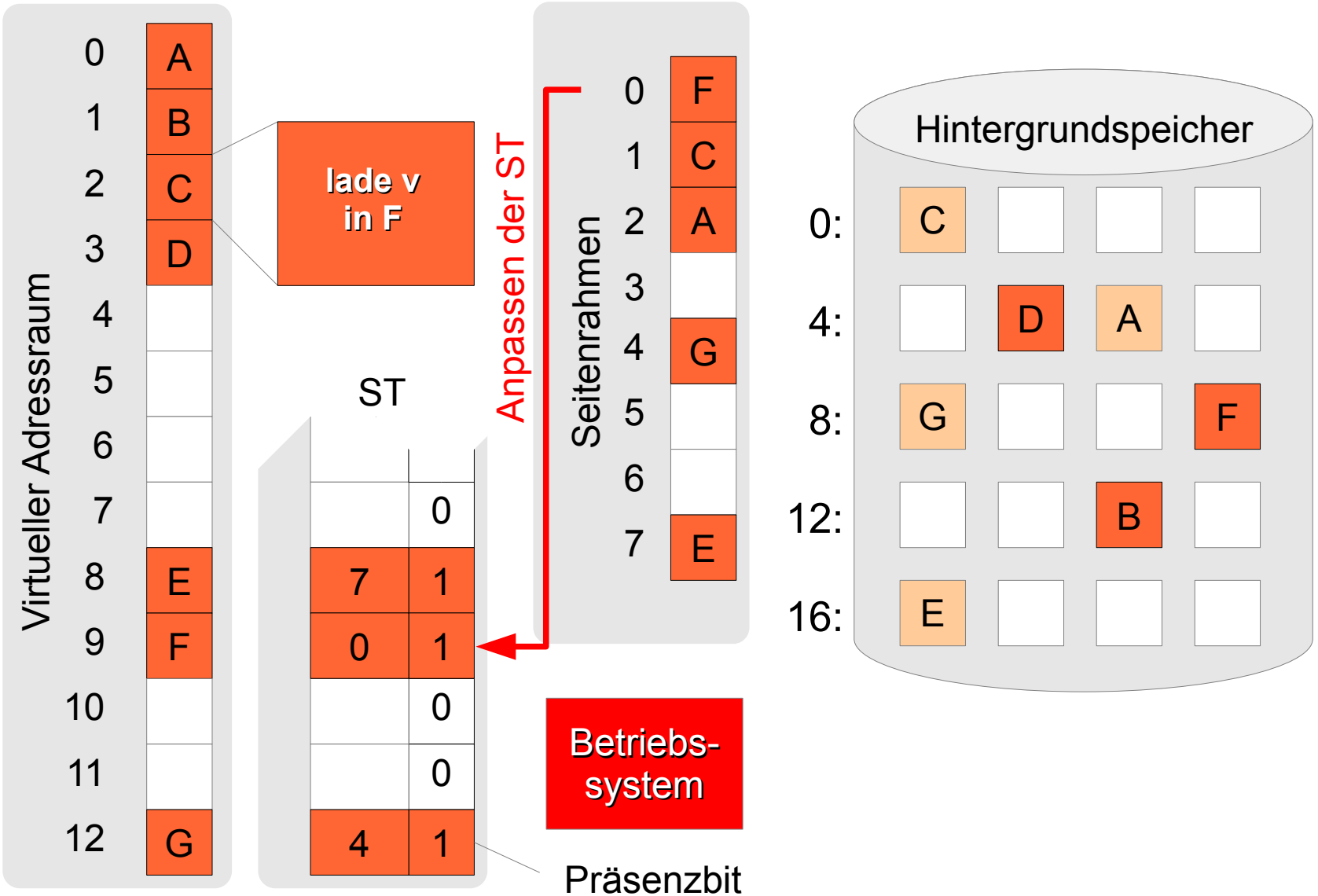
Demand Paging (Seitenfehler)

- Reaktion auf Seitenfehler (***page fault***)



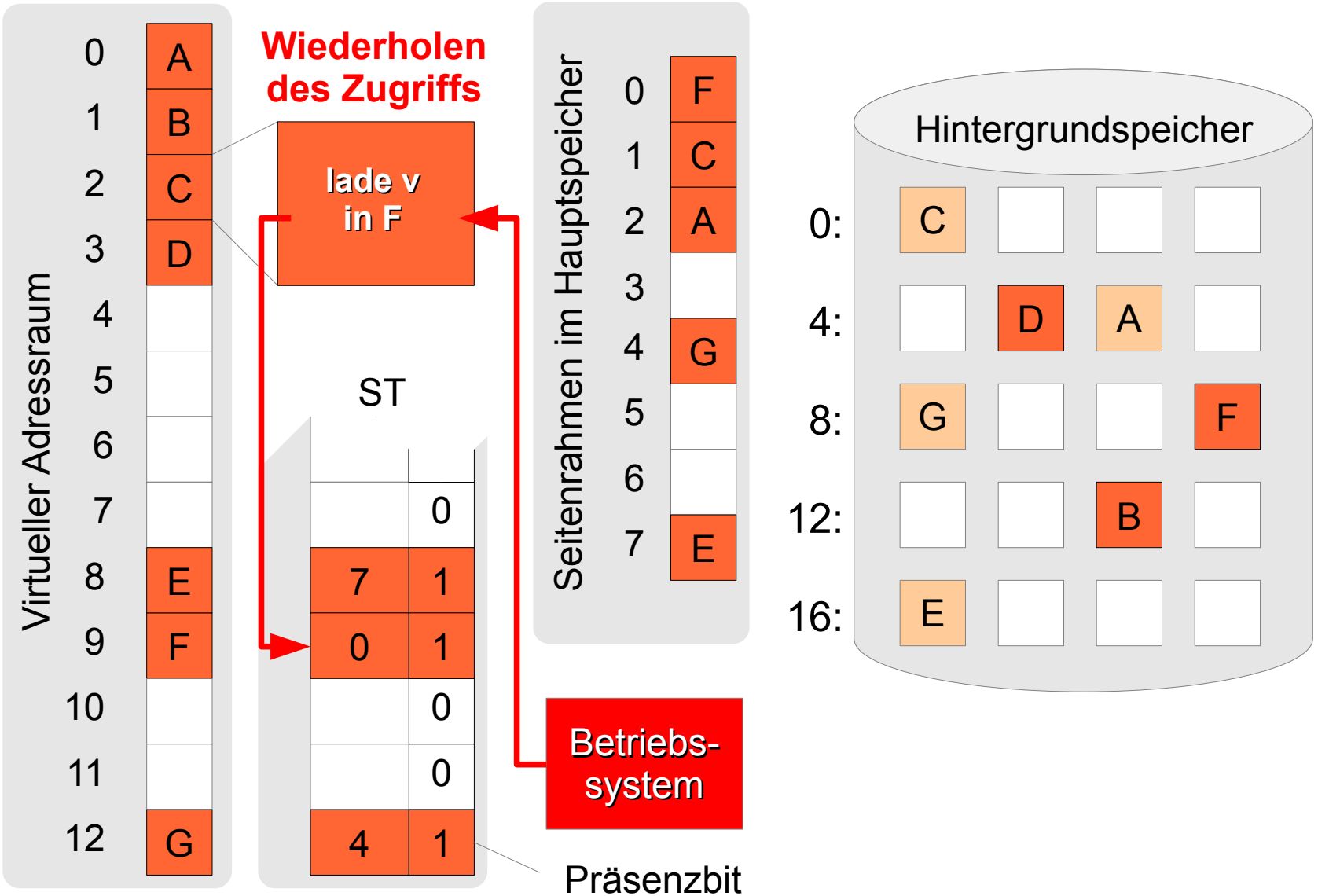
Demand Paging (Seitenfehler)

- Reaktion auf Seitenfehler (***page fault***)



Demand Paging (Seitenfehler)

- Reaktion auf Seitenfehler (*page fault*)



Diskussion: Kosten der Seitenumlagerung

- Performanz von Demand Paging
  - **ohne Seitenfehler:**
    - Effektive Zugriffszeit zwischen 10 und 200 Nanosekunden
  - **mit Seitenfehler:**
    - p sei Wahrscheinlichkeit für Seitenfehler
    - Annahme:
      Zeit zum Einlagern einer Seite vom Hintergrundspeicher entspricht 25 Millisekunden
      (8 ms Latenz, 15 ms Positionierzeit, 1 ms Übertragungszeit)
    - Annahme: normale Zugriffszeit 100 ns
    - Effektive Zugriffszeit:
      $(1 - p) \cdot 100 + p \cdot 25000000 = 100 + 24999900 \cdot p$
- **Seitenfehlerrate muss extrem niedrig sein**
  - p nahe Null

Diskussion: Weitere Eigenschaften

- Prozesserzeugung
  - ***Copy-on-Write***
    - auch bei *Paging* MMU leicht zu realisieren
    - feinere Granularität als bei Segmentierung
  - Programmausführung und Laden erfolgen verschränkt:
    - Benötigte Seiten werden erst nach und nach geladen.
- Sperren von Seiten
  - notwendig bei Ein-/Ausgabeoperationen

Diskussion: Segmentumlagerung

Prinzipiell möglich, hat aber Nachteile …

- **Grobe Granularität**
  - z.B. Code-, Daten-, Stack-Segment
- Schwierigere Hauptspeicherverwaltung
  - Alle freien Seitenrahmen sind gleich gut für ausgelagerte Seiten.
    Bei der Einlagerung von Segmenten ist die Speichersuche schwieriger.
- Schwierigere Hintergrundspeicherverwaltung
  - Hintergrundspeicher ist wie Seitenrahmen in Blöcke strukturiert (2er-Potenzen)

➔ **In der Praxis hat sich Demand Paging durchgesetzt**

Inhalt

- Motivation
- Demand Paging
- **Seitenersetzung**
- Seitenzuordnung
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

Seitenersetzung

- Was tun, wenn **kein freier Seitenrahmen** vorhanden?
  - Eine **Seite muss verdrängt** werden, um Platz für neue Seite zu schaffen!
  - Auswahl von Seiten, die nicht geändert wurden (*dirty bit* in der ST)
  - Verdrängung erfordert **Auslagerung, falls Seite geändert** wurde
- **Vorgang:**
  - Seitenfehler (*page fault*): Trap in das Betriebssystem
  - Auslagern einer Seite, falls kein freier Seitenrahmen verfügbar
  - Einlagern der benötigten Seite
  - Wiederholung des Zugriffs
- **Problem:**
  - Welche Seite soll ausgewählt werden (das „Opfer“)?

Ersetzungsstrategien

- Betrachtung von Ersetzungsstrategien und deren **Wirkung auf Referenzfolgen**
- **Referenzfolge:**
  - **Speicherzugriffsverhalten** eines Prozesses → Folge von Seitennummern
  - Ermittlung von Referenzfolgen z.B. durch Aufzeichnung der zugegriffenen Adressen
    - Reduktion der aufgezeichneten Sequenz auf Seitennummern
    - Zusammenfassung von unmittelbar folgenden Zugriffen auf die gleiche Seite
  - Beispiel für eine **Referenzfolge: 1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5**

First-In, First-Out

- **Älteste Seite wird ersetzt**
- Notwendige Zustände:
  - Alter bzw. Einlagerungszeitpunkt für jeden Seitenrahmen
- Ablauf der Ersetzungen (9 Einlagerungen)

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
Hauptspeicher	Rahmen 1												
	Rahmen 2												
	Rahmen 3												
Kontrollzustände (Alter pro Rahmen)	Rahmen 1												
	Rahmen 2												
	Rahmen 3												

First-In, First-Out

- Größerer Hauptspeicher mit 4 Seitenrahmen (10 Einlagerungen!)
- FIFO-Anomalie (Béládys Anomalie, 1969)

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
Hauptspeicher	Rahmen 1	**1**	1	1	1	1	1	**5**	5	5	5	**4**	4
	Rahmen 2		**2**	2	2	2	2	2	**1**	1	1	1	**5**
	Rahmen 3			**3**	3	3	3	3	3	**2**	2	2	2
	Rahmen 4				**4**	4	4	4	4	4	**3**	3	3
Kontrollzustände (Alter pro Rahmen)	Rahmen 1	0	1	2	3	4	5	0	1	2	3	0	1
	Rahmen 2	>	0	1	2	3	4	5	0	1	2	3	0
	Rahmen 3	>	>	0	1	2	3	4	5	0	1	2	3
	Rahmen 4	>	>	>	0	1	2	3	4	5	0	1	2

Optimale Seitenersetzungsstrategie

- **Vorwärtsabstand**
  - Ersetze die Seite die am längsten nicht referenziert **wird**
- Strategie OPT (oder MIN) ist optimal (bei fester Seitenrahmenzahl):

➔ **Minimale Anzahl von Umlagerungen** (hier 7)

  - Wähle die Seite mit dem größten Vorwärtsabstand

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
Hauptspeicher	Rahmen 1	**1**	1	1	1	1	1	1	1	1	**3**	**4**	4
	Rahmen 2		**2**	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2
	Rahmen 3			**3**	**4**	4	4	**5**	5	5	5	5	5
Kontrollzustände (Vorwärtsabstand)	Rahmen 1	4	3	2	1	3	2	1	>	>	>	>	>
	Rahmen 2	>	4	3	2	1	3	2	1	>	>	>	>
	Rahmen 3	>	>	7	7	6	5	5	4	3	2	1	>

Optimale Seitenersetzungsstrategie

- Vergrößerung des Hauptspeichers (4 Seitenrahmen)

➔ **6 Einlagerungen**

  - keine Anomalie

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
Hauptspeicher	Rahmen 1	**1**	1	1	1	1	1	1	1	1	1	**4**	4
	Rahmen 2		**2**	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2
	Rahmen 3			**3**	3	3	3	3	3	3	3	3	3
	Rahmen 4				**4**	4	4	**5**	5	5	5	5	5
Kontrollzustände (Vorwärtsabstand)	Rahmen 1	4	3	2	1	3	2	1	>	>	>	>	>
	Rahmen 2	>	4	3	2	1	3	2	1	>	>	>	>
	Rahmen 3	>	>	7	6	5	4	3	2	1	>	>	>
	Rahmen 4	>	>	>	7	6	5	5	4	3	2	1	>

Diskussion: Optimale Seitenersetzungsstrategie

- Implementierung von OPT leider **praktisch unmöglich**
  - Referenzfolge müsste vorher bekannt sein
  - OPT ist nur zum Vergleich von Strategien brauchbar

➔ Suche nach Strategien, die möglichst nahe an OPT kommen
  - z.B. **Least Recently Used (LRU)**

Least Recently Used (LRU)

- **Rückwärtsabstand**
  - Zeitdauer, seit dem letzten Zugriff auf die Seite
- LRU-Strategie (**10 Einlagerungen**)
  - Wähle den Seitenrahmen mit dem größten Rückwärtsabstand

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
Hauptspeicher	Rahmen 1	**1**	1	1	**4**	4	4	**5**	5	5	**3**	3	3
	Rahmen 2		**2**	2	2	**1**	1	1	1	1	1	**4**	4
	Rahmen 3			**3**	3	3	**2**	2	2	2	2	2	**5**
Kontrollzustände (Rückwärts-abstand)	Rahmen 1	0	1	2	0	1	2	0	1	2	0	1	2
	Rahmen 2	>	0	1	2	0	1	2	0	1	2	0	1
	Rahmen 3	>	>	0	1	2	0	1	2	0	1	2	0

Least Recently Used (LRU)

- Vergrößerung des Hauptspeichers (4 Seitenrahmen):
  8 Einlagerungen

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
Hauptspeicher	Rahmen 1	**1**	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	**5**
	Rahmen 2		**2**	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2
	Rahmen 3			**3**	3	3	3	**5**	5	5	5	**4**	4
	Rahmen 4				**4**	4	4	4	4	4	**3**	3	3
Kontrollzustände (Rückwärts-abstand)	Rahmen 1	0	1	2	3	0	1	2	0	1	2	3	0
	Rahmen 2	>	0	1	2	3	0	1	2	0	1	2	3
	Rahmen 3	>	>	0	1	2	3	0	1	2	3	0	1
	Rahmen 4	>	>	>	0	1	2	3	4	5	0	1	2

Diskussion: Least Recently Used (LRU)

- **Keine Anomalie**
  - Allgemein gilt: Es gibt eine Klasse von Algorithmen (*Stack-Algorithmen*), bei denen keine Anomalie auftritt:
    - Bei Stack-Algorithmen ist bei k Rahmen zu jedem Zeitpunkt eine Teilmenge der Seiten eingelagert, die bei k+1 Rahmen zum gleichen Zeitpunkt eingelagert wären!
    - **LRU:** Es sind immer die letzten k benutzten Seiten eingelagert.
    - **OPT:** Es sind die k bereits benutzten Seiten eingelagert, die als nächstes zugegriffen werden.
- **Problem:**
  - Implementierung von LRU nicht ohne **Hardwareunterstützung** möglich.
  - Es muss jeder Speicherzugriff berücksichtigt werden.

Least Recently Used – Hardwareunterstützung

- **Naive Idee: Hardwareunterstützung durch Zähler**
  - CPU besitzt einen Zähler, der bei jedem Speicherzugriff erhöht wird (inkrementiert wird)
  - bei jedem Zugriff wird der aktuelle Zählerwert in den jeweiligen Seitendeskriptor geschrieben
  - Auswahl der Seite mit dem kleinsten Zählerstand (Suche!)

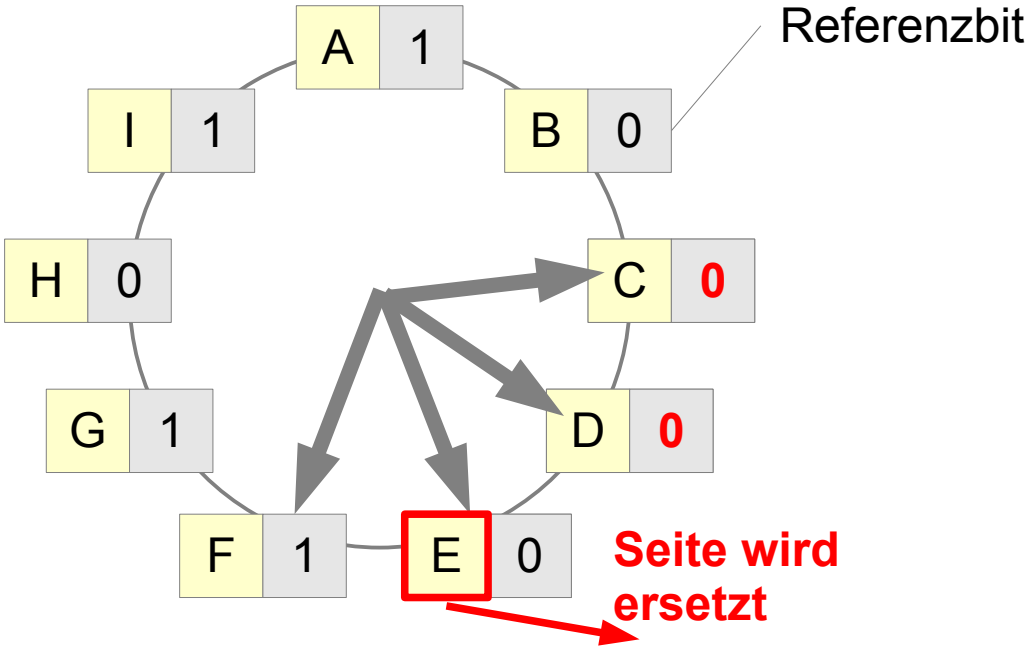
- **Aufwändige Implementierung:**
  - viele zusätzliche Speicherzugriffe
  - hoher Speicherplatzbedarf
  - Minimum-Suche in der Seitenfehler-Behandlung

Second Chance (Clock)

- **So wird's gemacht: Einsatz von Referenzbits**
  - Referenzbit im Seitendeskriptor wird automatisch durch Hardware gesetzt, wenn die Seite zugegriffen wird
    - einfacher zu implementieren
    - weniger zusätzliche Speicherzugriffe
    - moderne Prozessoren bzw. MMUs unterstützen Referenzbits (z.B. x86: access bit)
- **Ziel:** Annäherung von LRU
  - bei einer frisch eingelagerten Seite wird das **Referenzbit** zunächst auf 1 gesetzt
  - wird eine Opferseite gesucht, so werden die Seitenrahmen reihum inspiziert
    - ist das Referenzbit 1, so wird es auf 0 gesetzt (zweite Chance)
    - ist das Referenzbit 0, so wird die Seite ersetzt

Second Chance (Clock)

- Implementierung mit **umlaufendem Zeiger** (*Clock*)



  - an der Zeigerposition wird Referenzbit getestet
    - falls Referenzbit 1, wird Bit gelöscht
    - falls Referenzbit gleich 0, wurde ersetzbare Seite gefunden
    - Zeiger wird weitergestellt; falls keine Seite gefunden: Wiederholung
  - falls alle Referenzbits auf 1 stehen, wird *Second Chance* zu FIFO

Second Chance (Clock)

- Ablauf bei drei Seitenrahmen (**9 Einlagerungen**)

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
Hauptspeicher	Rahmen 1	**1**	1	1	**4**	4	4	**5**	5	5	5	5	5
	Rahmen 2		**2**	2	2	**1**	1	1	1	1	**3**	3	3
	Rahmen 3			**3**	3	3	**2**	2	2	2	2	**4**	4
Kontrollzustände (Referenzbits)	Rahmen 1	1	1	**1**	1	1	**1**	1	1	1	0	**0**	**1**
	Rahmen 2	**0**	1	1	**0**	1	1	**0**	**1**	**1**	1	1	1
	Rahmen 3	0	**0**	1	0	**0**	1	0	0	1	**0**	1	1
	Umlaufzeiger	**2**	**3**	**1**	**2**	**3**	**1**	**2**	**2**	**2**	**3**	**1**	**1**

Second Chance (Clock)

- Vergrößerung des Hauptspeichers (4 Seitenrahmen):
  10 Einlagerungen

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
Hauptspeicher	Rahmen 1	**1**	1	1	1	1	1	**5**	5	5	5	**4**	4
	Rahmen 2		**2**	2	2	2	2	2	**1**	1	1	1	**5**
	Rahmen 3			**3**	3	3	3	3	3	**2**	2	2	2
	Rahmen 4				**4**	4	4	4	4	4	**3**	3	3
Kontrollzustände (Referenzbits)	Rahmen 1	1	1	1	**1**	**1**	**1**	1	1	1	**1**	1	1
	Rahmen 2	**0**	1	1	1	1	1	**0**	1	1	1	**0**	1
	Rahmen 3	0	**0**	1	1	1	1	0	**0**	1	1	0	**0**
	Rahmen 4	0	0	**0**	1	1	1	0	0	**0**	1	0	0
	Umlaufzeiger	**2**	**3**	**4**	**1**	**1**	**1**	**2**	**3**	**4**	**1**	**2**	**3**

Second Chance (Clock)

- Bei **Second Chance** kann es auch zur **FIFO-Anomalie** kommen:
  - Wenn alle Referenzbits gleich 1, wird nach FIFO entschieden.

➔ Im Normalfall kommt man aber LRU nahe.

- Erweiterung:
  - **Modifikationsbit** kann zusätzlich berücksichtigt werden (Dirty Bit)
  - Drei Klassen: (0,0), (1,0) und (1,1) mit (Referenzbit, Modifikationsbit)
  - Suche nach der niedrigsten Klasse (Einsatz im MacOS)

Diskussion: Freiseitenpuffer

Freiseitenpuffer beschleunigt die Seitenfehlerbehandlung

- Statt eine Seite zu ersetzen, wird permanent eine Menge freier Seiten gehalten
  - **Auslagerung geschieht im Voraus**
  - Effizienter: Ersetzungszeit besteht im Wesentlichen nur aus Einlagerungszeit
- Behalten der Seitenzuordnung auch nach der Auslagerung
  - Wird die Seite doch noch benutzt, bevor sie durch eine andere ersetzt wird, kann sie mit hoher Effizienz wiederverwendet werden.
  - Seite wird aus Freiseitenpuffer ausgetragen und wieder dem entsprechenden Prozess zugeordnet.

Inhalt

- Motivation
- Demand Paging
- Seitenersetzung
- **Seitenzuordnung**
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

Zuordnung von Seitenrahmen zu Prozessen

- **Problem: Aufteilung der Seitenrahmen auf die Prozesse**
  - Wie viele eingelagerte Seiten soll man einem Prozess zugestehen?
    - **Maximum**: begrenzt durch Anzahl der (physischen) Seitenrahmen
    - **Minimum**: abhängig von der Prozessorarchitektur
      - Mindestens die Anzahl von Seiten nötig, die theoretisch bei einem Maschinenbefehl benötigt werden
        (z.B. zwei Seiten für den Befehl, vier Seiten für die adressierten Daten)
- **Gleiche Zuordnung**
  - Anzahl der Prozesse bestimmt die Menge, die ein Prozess bekommt
- **Größenabhängige Zuordnung**
  - Größe des Programms fließt in die zugeteilte Menge der Seitenrahmen ein

Zuordnung von Seitenrahmen zu Prozessen

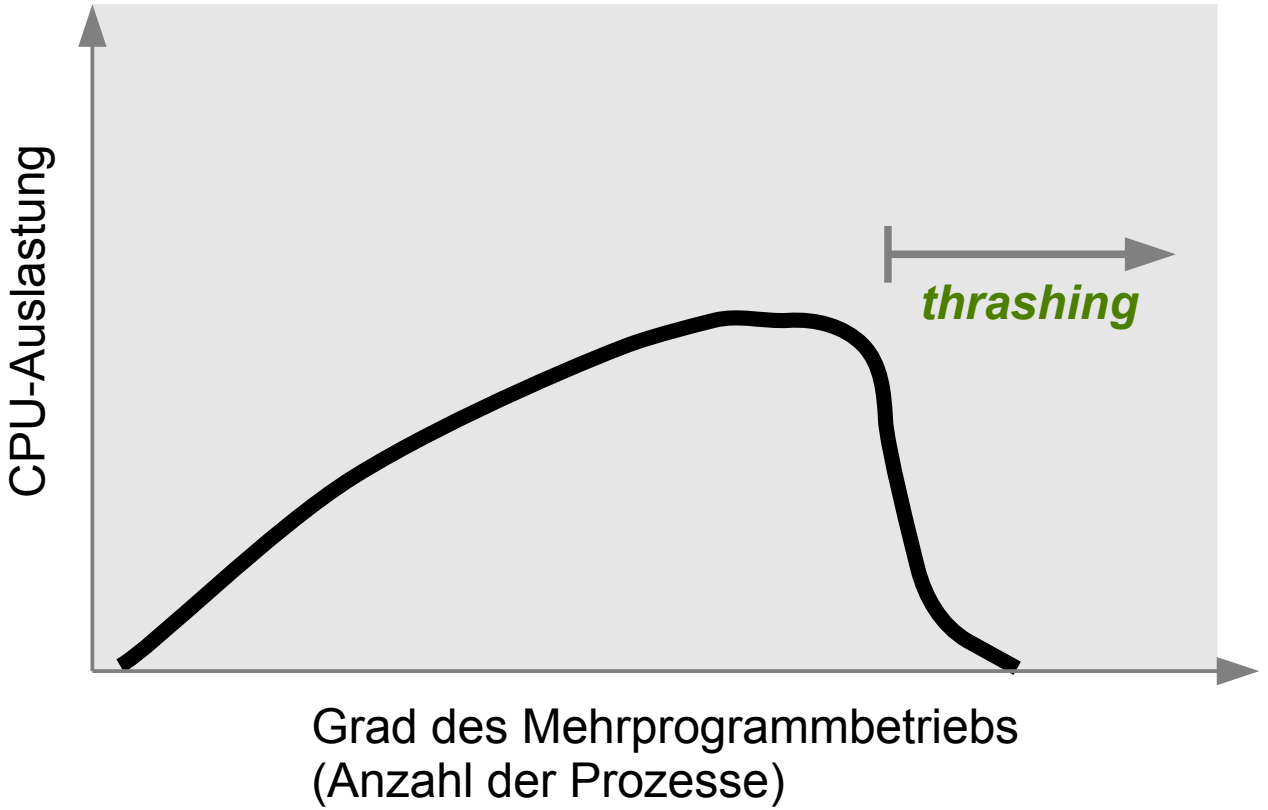
- **Globale und lokale Anforderung von Seiten**

- **Lokal**: Prozess ersetzt nur immer seine eigenen Seiten
  - Seitenfehler-Verhalten liegt nur in der Verantwortung des Prozesses
  - Keine Interferenz zwischen Prozessen
  - Auslagerung unter Umständen unnötig (global ungenutzte Seiten)

- **Global**: Prozess ersetzt auch Seiten anderer Prozesse
  - Ungenutzt Seitenrahmen anderen Prozesse können verwendet werden
  - Interferenz zwischen Prozessen (Seitenfehler-Verhalten)

Seitenflattern (*Thrashing*)

- Ausgelagerte Seite wird gleich wieder angesprochen:
  - Prozess verbringt mehr Zeit mit dem Warten auf das Beheben von Seitenfehlern als mit der eigentlichen Ausführung.



Seitenflattern (*Thrashing*)

- **Ursachen:**
  - Prozess ist nahe am Seitenminimum
  - Zu viele Prozesse gleichzeitig im System
  - Schlechte Ersetzungsstrategie

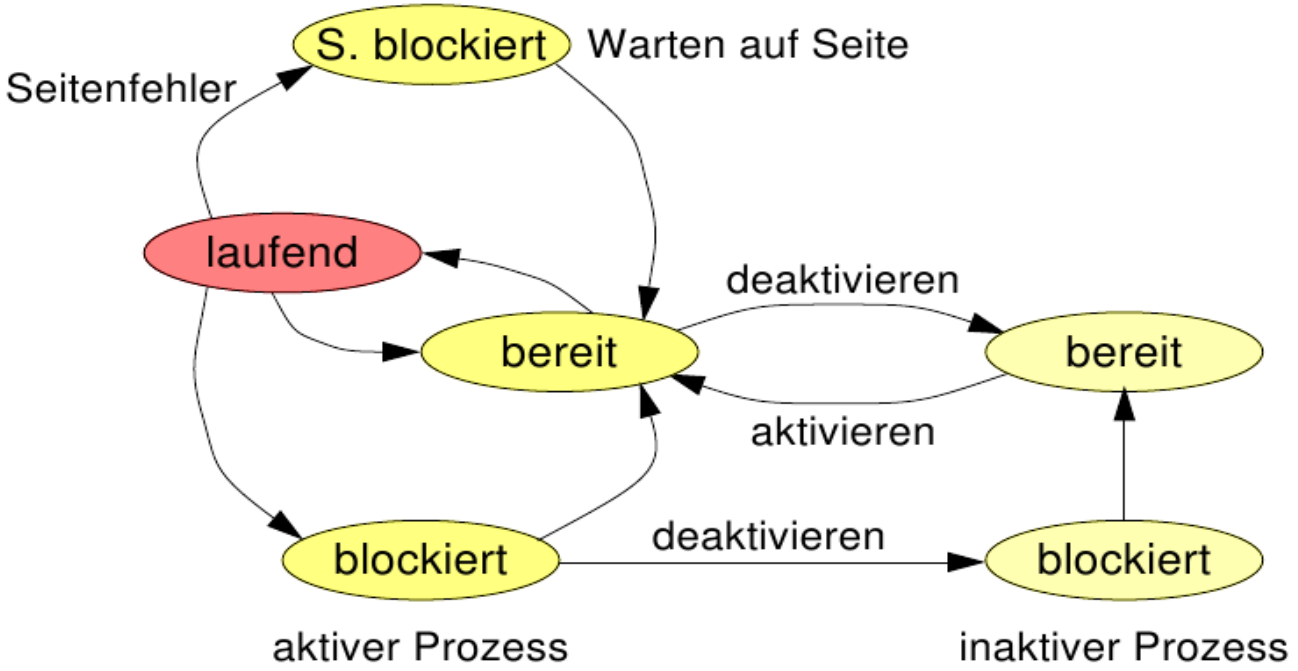
➔ **Lokale Seitenanforderung** behebt *Thrashing* zwischen Prozessen

➔ Zuteilung einer genügend großen Zahl von Rahmen behebt Prozess-lokales *Thrashing*

- **Begrenzung der Prozessanzahl**

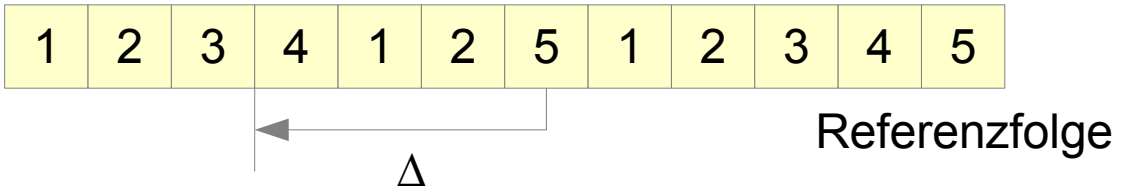
Lösung 1: Auslagerung von Prozessen

- inaktiver Prozess benötigt keine Seitenrahmen
  - Seitenrahmen teilen sich auf weniger Prozesse auf
  - Verbindung mit der Ablaufplanung (*Scheduling*) nötig
    - Verhindern von Aushungerung
    - Erzielen kurzer Reaktionszeiten



Lösung 2: Arbeitsmengenmodell

- Seitenmenge, die ein Prozess wirklich braucht (***Working Set***)
  - Kann nur angenähert werden, da üblicherweise nicht vorhersehbar
- Annäherung durch Betrachten der letzten Δ Seiten, die angesprochen wurden
  - geeignete Wahl von Δ
    - **zu groß**: Überlappung von lokalen Zugriffsmustern
    - **zu klein**: Arbeitsmenge enthält nicht alle nötigen Seiten



  - Hinweis: $\Delta >$ Arbeitsmenge, da Seiten in der Regel mehrfach hintereinander angesprochen werden

Arbeitsmengenmodell

- **Beispiel:** Arbeitsmengen bei verschiedenen Δ

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
Δ=3	Seite 1	X	X	X		X	X	X	X	X	X		
	Seite 2		X	X	X		X	X	X	X	X	X	
	Seite 3			X	X	X					X	X	X
	Seite 4				X	X	X					X	X
	Seite 5							X	X	X			X
Δ=4	Seite 1	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X	
	Seite 2		X	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X
	Seite 3			X	X	X	X				X	X	X
	Seite 4				X	X	X	X				X	X
	Seite 5							X	X	X	X		X

Diskussion: Arbeitsmengenmodell

- Annäherung der Zugriffe durch die Zeit
  - Bestimmtes Zeitintervall ist ungefähr proportional zu Anzahl von Speicherzugriffen
- Virtuelle Zeit des Prozesses muss gemessen werden
  - Nur die Zeit relevant, in der der Prozess im Zustand RUNNING ist
  - Verwalten virtueller Uhren pro Prozess

Arbeitsmengenbestimmung mit Zeitgeber

- Annäherung der Arbeitsmenge mit
  - Referenzbit
  - Altersangabe pro Seite (Zeitintervall ohne Benutzung)
  - Timer-Interrupt (durch Zeitgeber)
- Algorithmus:
  - durch regelmäßigen Interrupt wird mittels Referenzbit die Altersangabe fortgeschrieben:
    - ist Referenzbit gesetzt (Seite wurde benutzt), wird das Alter auf Null gesetzt;
    - ansonsten wird Altersangabe erhöht.
    - Es werden nur die Seiten des gerade laufenden Prozesses „gealtert“.
  - Seiten mit Alter $> \Delta$ sind nicht mehr in der Arbeitsmenge des jeweiligen Prozesses.

Arbeitsmengenbestimmung mit Zeitgeber

- **ungenau**
  - System ist aber nicht empfindlich auf diese Ungenauigkeit
  - Verringerung der Zeitintervalle: höherer Aufwand, genauere Messung
- **ineffizient**
  - große Menge von Seiten zu betrachten

Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock

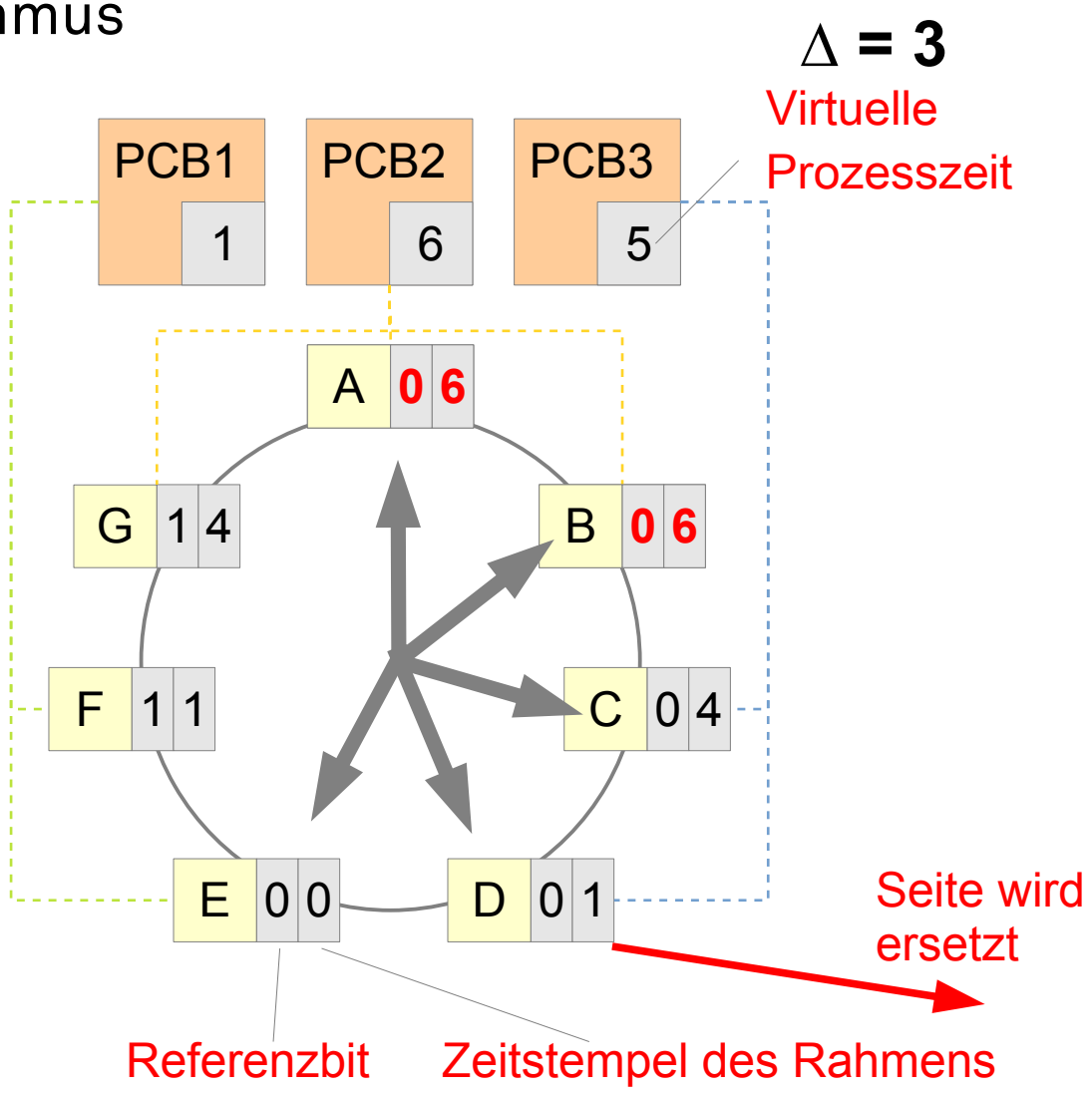
- Algorithmus WSClock (working set clock)
  - Arbeitet wie Clock
  - Seite wird nur dann ersetzt, wenn sie **nicht zur Arbeitsmenge ihres Prozesses gehört** oder der Prozess deaktiviert ist.

- Bei Zurücksetzen des Referenzbits wird die virtuelle Zeit des jeweiligen Prozesses eingetragen, die z.B. im PCB gehalten und fortgeschrieben wird.

- Bestimmung der Arbeitsmenge erfolgt durch **Differenzbildung** von virtueller Zeit des Prozesses und Zeitstempel in dem Seitenrahmen.

Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock

- WSClock-Algorithmus



Diskussion: Arbeitsmengenprobleme

- **Speicherplatzbedarf** für Zeitstempel
- Zuordnung zu einem Prozess nicht immer möglich
  - gemeinsam genutzte Seiten in modernen Betriebssystemen eher die Regel als die Ausnahme
    - Shared Libraries
    - Gemeinsame Seiten im Datensegment (Shared Memory)
- **Lösung 3: Thrashing kann durch direkte Steuerung der Seitenfehlerrate leichter vermieden werden**
  - Messung pro Prozess
    - **Rate < Schwellwert**: Menge der Seitenrahmen verkleinern
    - **Rate > Schwellwert**: Menge der Seitenrahmen vergrößern

Inhalt

- Motivation
- Demand Paging
- Seitenersetzung
- Seitenzuordnung
- **Ladestrategie**
- Zusammenfassung

Ladestrategie

- **Auf Anforderung laden**
  - Damit ist man auf der sicheren Seite
- **Im Voraus laden**
  - **Schwierig:** Ausgelagerte Seiten werden eigentlich nicht gebraucht.
  - Oftmals löst eine Maschineninstruktion mehrere Seitenfehler aus.
    - Durch Interpretation des Befehls beim ersten Seitenfehler können die benötigten anderen Seiten im Voraus eingelagert werden.
    - Weitere Seitenfehler werden verhindert.
  - Komplettes Working Set bei Prozesseinlagerung im Voraus laden
  - Sequentielle Zugriffsmuster erkennen und Folgeseiten vorab laden

Inhalt

- Motivation
- Demand Paging
- Seitenersetzung
- Seitenzuordnung
- Ladestrategie
- **Zusammenfassung**

Zusammenfassung

- Virtueller Speicher ermöglicht die Nutzung großer logischer Adressräume trotz Speicherbeschränkung.
- Komfort hat aber seinen Preis:
  - Aufwand in der Hardware
  - Komplexe Algorithmen im Betriebssystem
  - „Erstaunliche“ Effekte (wie „Thrashing“)
  - Zeitverhalten nicht vorhersagbar
- Einfache (Spezialzweck-)Systeme, die diesen „Luxus“ nicht unbedingt benötigen, sollten besser darauf verzichten.