TECHNISCHE UNIVERSITÄT DRESDEN

Fakultät Informatik Institut für Systemarchitektur, Professur für Betriebssysteme

BETRIEBSSYSTEME UND SICHERHEIT

Virtueller Speicher

https://tud.de/inf/os/studium/vorlesungen/bs

HORST SCHIRMEIER

Inhalt

- Wiederholung
- Motivation
- *Demand Paging*
- Seitenersetzung
- Kachelzuordnung
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

Silberschatz, Kap. …
9: *Virtual Memory*

Tanenbaum, Kap. …
3: Speicherverwaltung

Inhalt

- **Wiederholung**
- Motivation
- *Demand Paging*
- Seitenersetzung
- Kachelzuordnung
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

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:
    - Ladestrategie
    - Ersetzungsstrategie

heute mehr dazu

Inhalt

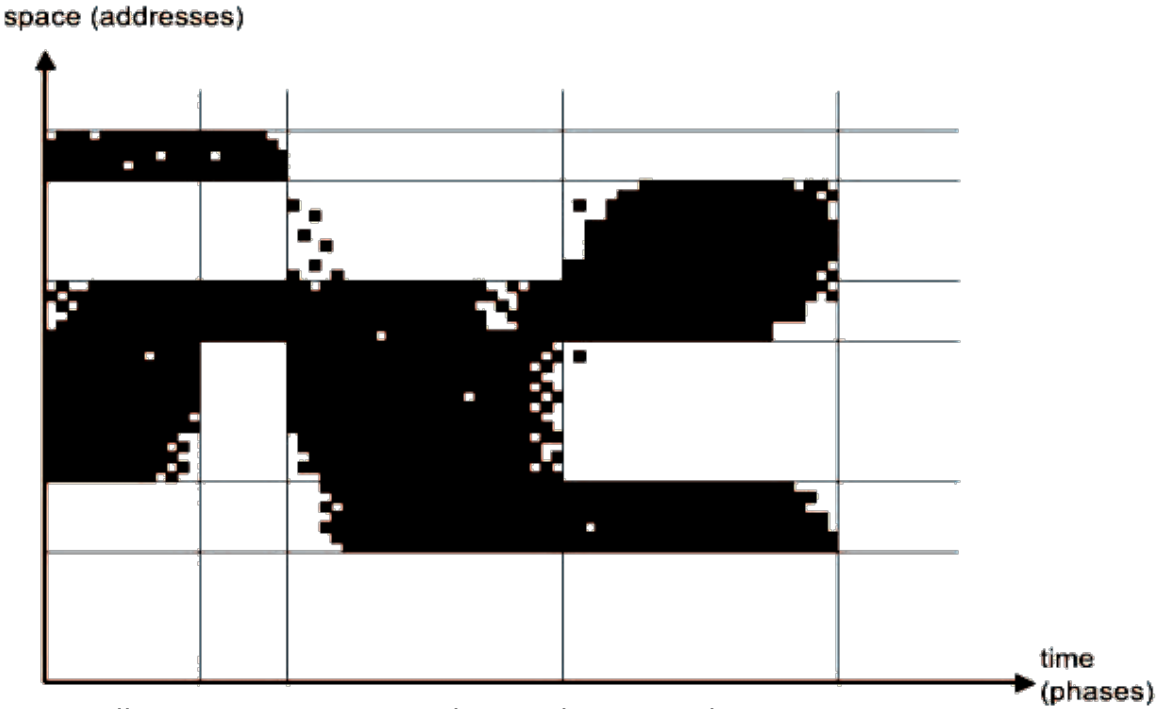
- Wiederholung
- **Motivation**
- *Demand Paging*
- Seitenersetzung
- Kachelzuordnung
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

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: Peter J. Denning, *„The Locality Principle“*, CACM 2005
(doi: 10.1145/1070838.1070856)

Die Idee des „Virtuellen Speichers“

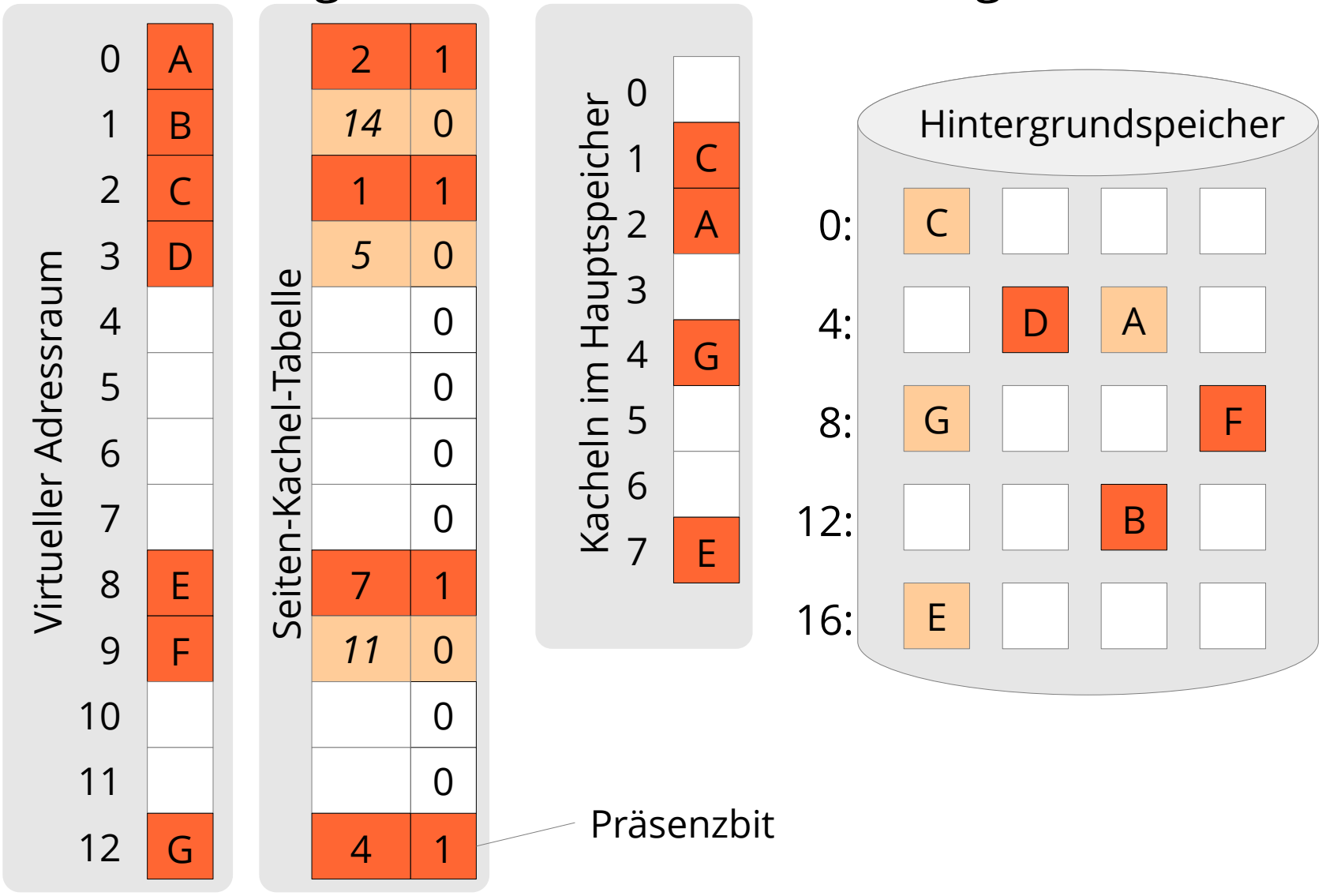
- Entkoppelung des Speicherbedarfs vom verfügbaren Hauptspeicher
  - Prozesse benötigen nicht alle Speicherstellen gleich häufig:
    - bestimmte Befehle werden selten oder gar nicht benutzt (z.B. Fehlerbehandlungen)
    - bestimmte Datenstrukturen werden nicht voll belegt
  - Prozesse benötigen evtl.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

Inhalt

- Wiederholung
- Motivation
- ***Demand Paging***
- Seitenersetzung
- Kachelzuordnung
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

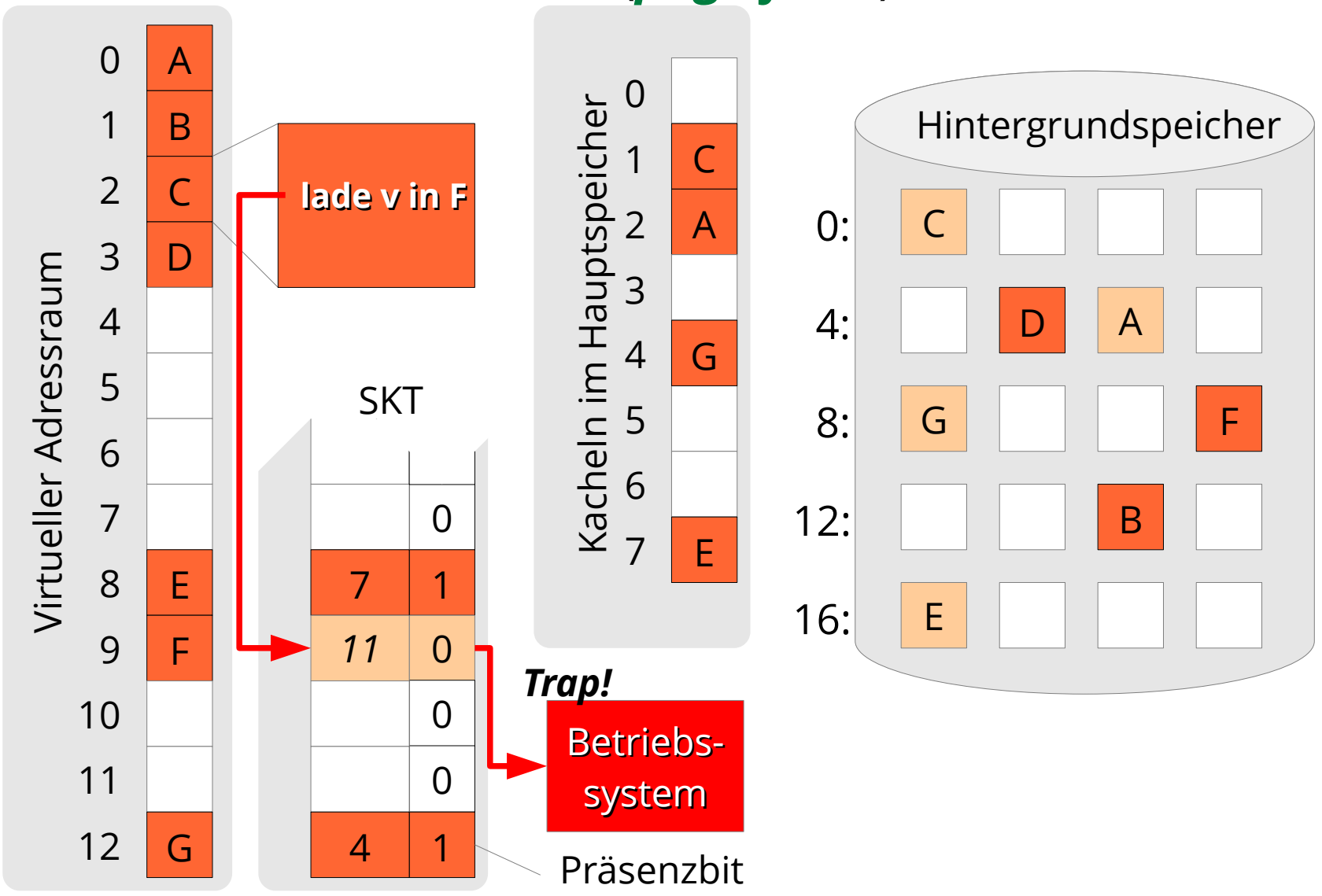
Demand Paging

- Bereitstellung von Seiten auf Anforderung



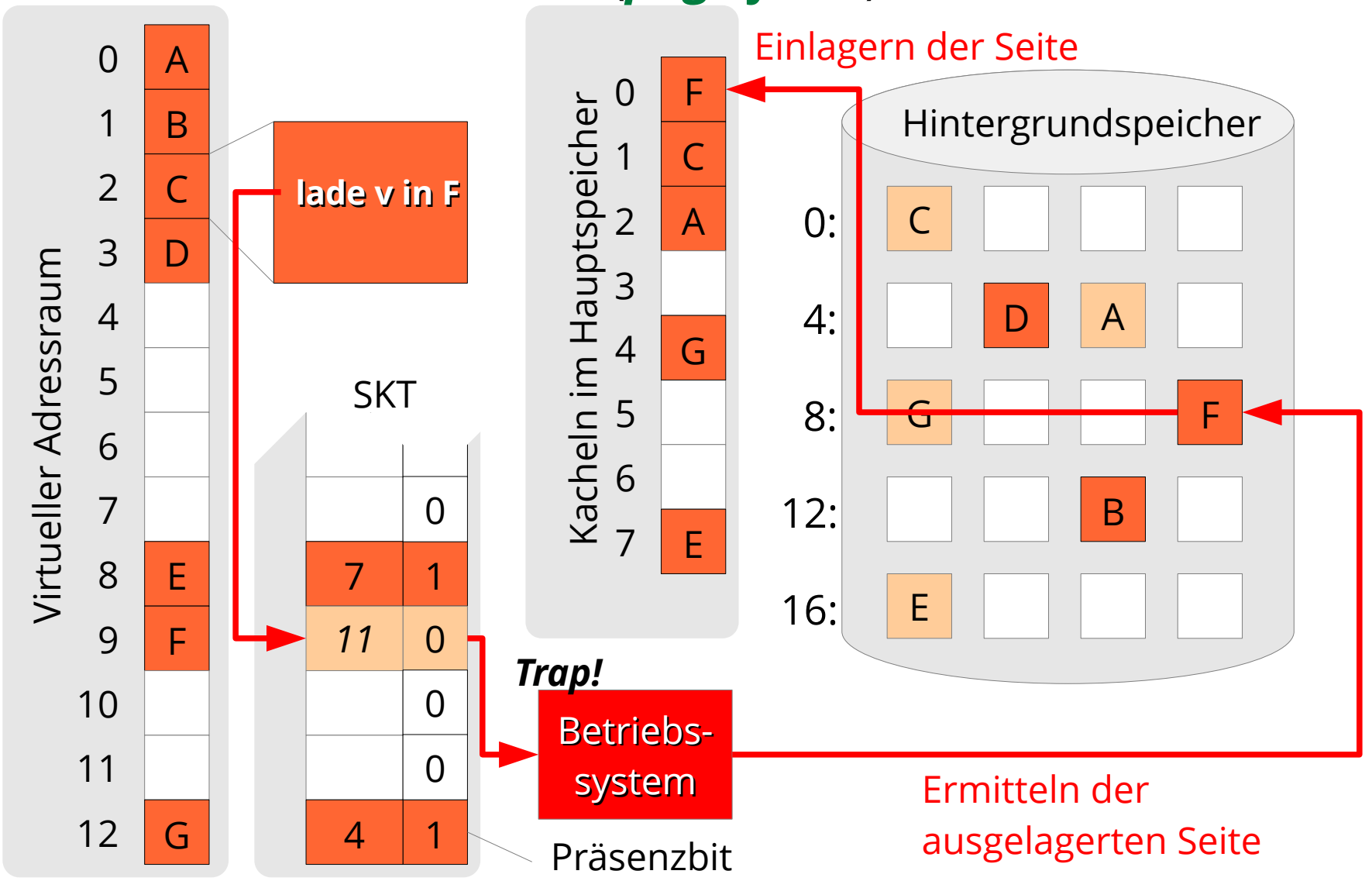
Demand Paging

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



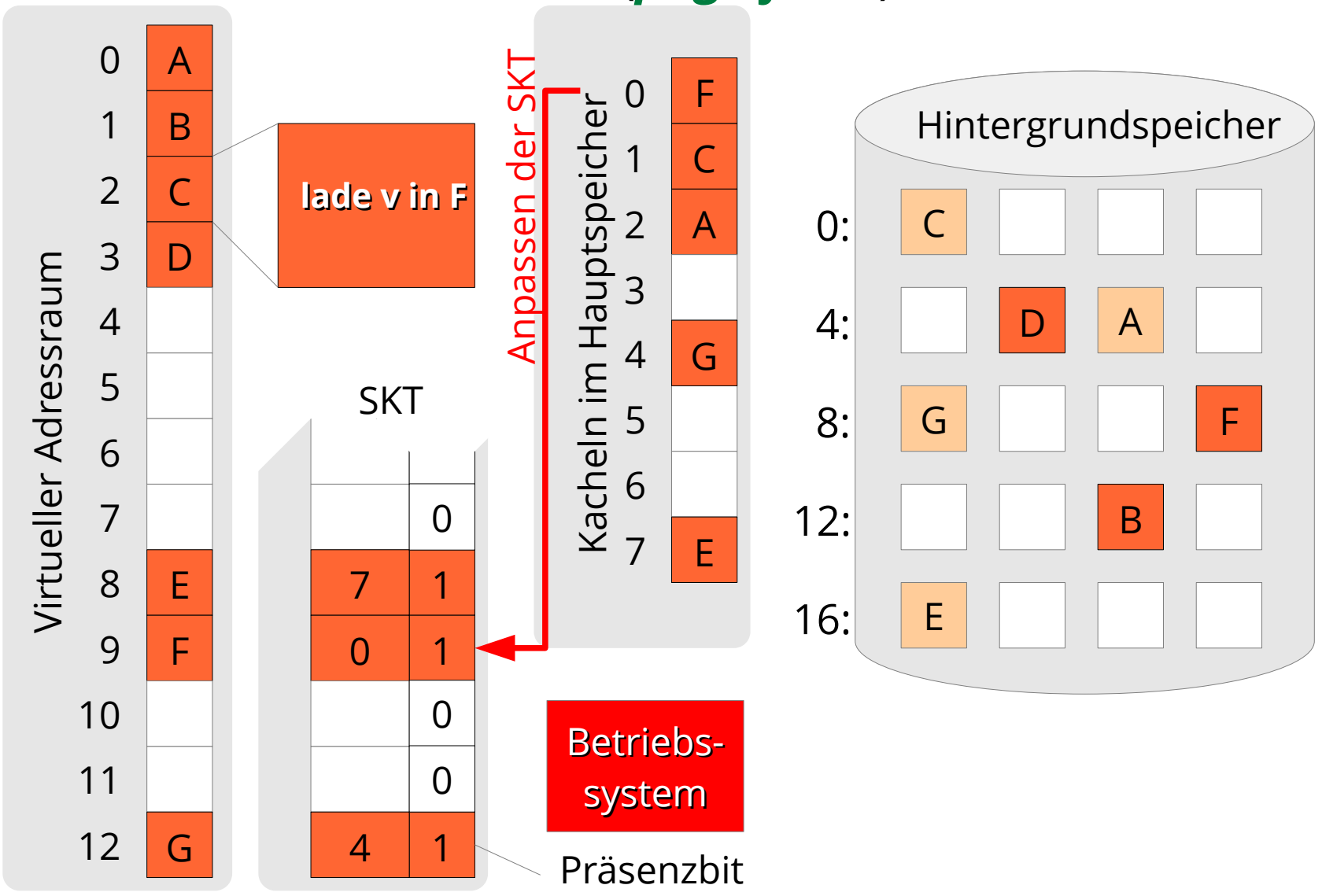
Demand Paging

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



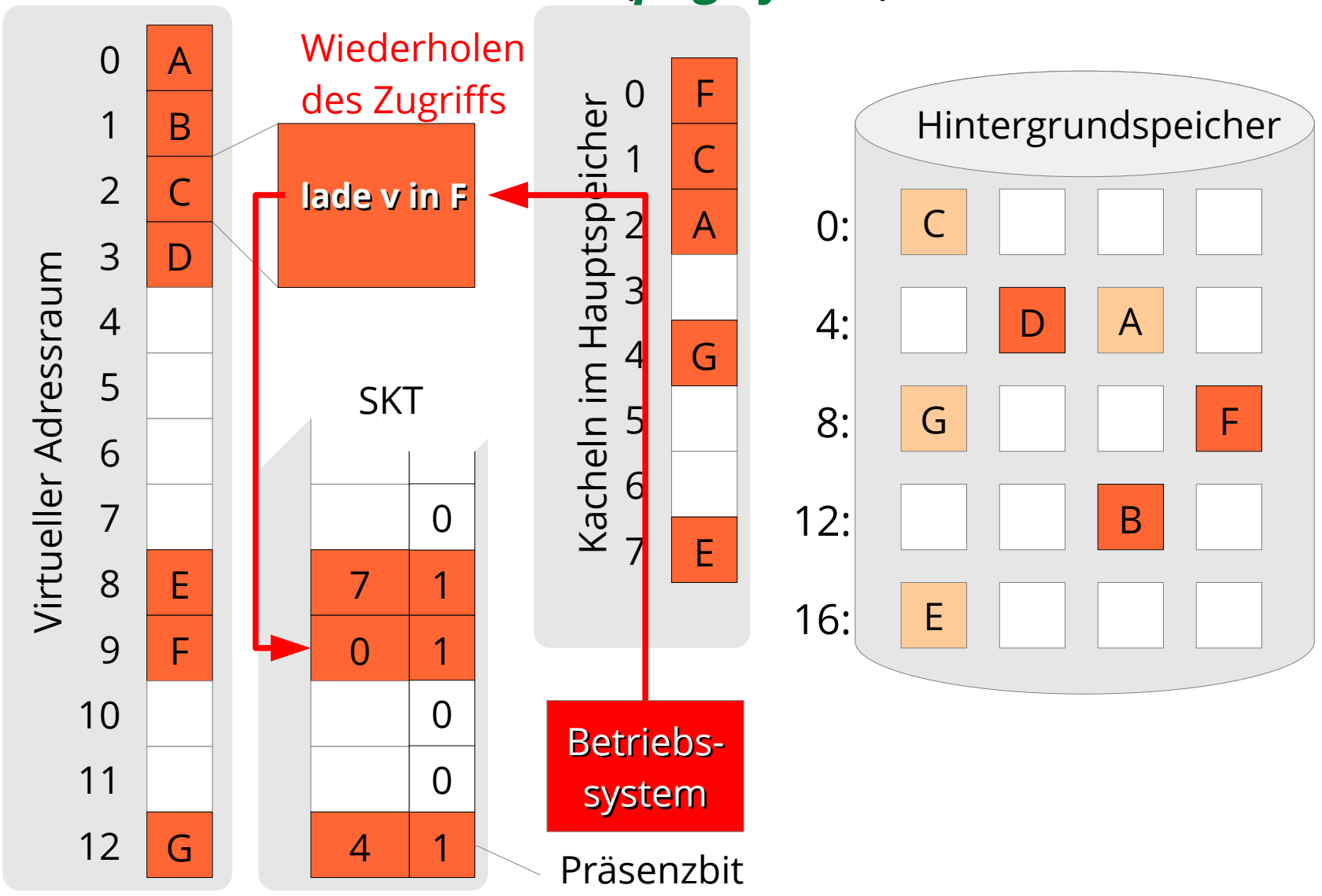
Demand Paging

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



Demand Paging

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



Diskussion: *Paging*-Zeitverhalten

- 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 8 ms
      (3 ms Latenz, 5 ms Positionierzeit, 0,05 ms Übertragungszeit)
    - **Annahme:** normale Zugriffszeit 100 ns
    - Effektive Zugriffszeit:
      $(1 – p) \cdot 100\ ns + p \cdot 8050000\ ns = 100\ ns + 8049900\ ns \cdot p$

➔ 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: *Demand Segmentation*

Prinzipiell möglich, hat aber **Nachteile** …

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

Inhalt

- Wiederholung
- Motivation
- *Demand Paging*
- **Seitenersetzung**
- Kachelzuordnung
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

Seitenersetzung

- Was tun, wenn keine freie Kachel vorhanden?
  - Eine Seite muss **verdrängt** werden, um Platz für neue Seite zu schaffen!
  - Auswahl von Seiten, die nicht geändert wurden (***dirty bit*** in der SKT)
  - Verdrängung erfordert **Auslagerung**, falls Seite geändert wurde
- **Vorgang:**
  - Seitenfehler (*page fault*): *Trap* in das Betriebssystem
  - Auslagern einer Seite, falls keine freie Kachel 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:**
  - Folge von Seitennummern, die das Speicherzugriffsverhalten eines Prozesses abbildet
  - Ermittlung von Referenzfolgen z.B. durch Aufzeichnung der zugegriffenen Adressen – reduziert auf Seitennummern
  - **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 jede Kachel
- Ablauf der Ersetzungen (9 Einlagerungen):

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

First-In, First-Out

- Größerer Hauptspeicher mit 4 Kacheln (**10** Einlagerungen!)
- „FIFO-Anomalie“ (aka „Béládys Anomalie“, 1969)

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

Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie OPT (oder MIN) ist **optimal** (bei fester Kachelmenge): minimale Anzahl von Einlagerungen/Ersetzungen (hier 7)
  - „Ersetze immer die Seite mit dem größten Vorwärtsabstand!“

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

Optimale Ersetzungsstrategie

- Vergrößerung des Hauptspeichers (4 Kacheln):

  6 Einlagerungen

  - keine Anomalie

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

Optimale Ersetzungsstrategie

- Implementierung von OPT **praktisch meist 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)
  - „Ersetze die Seite mit dem größten Rückwärtsabstand!“

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

Least Recently Used (LRU)

- Vergrößerung des Hauptspeichers (4 Kacheln):

  8 Einlagerungen

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

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 Kacheln zu jedem Zeitpunkt eine Teilmenge der Seiten eingelagert, die bei k+1 Kacheln 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 (LRU)

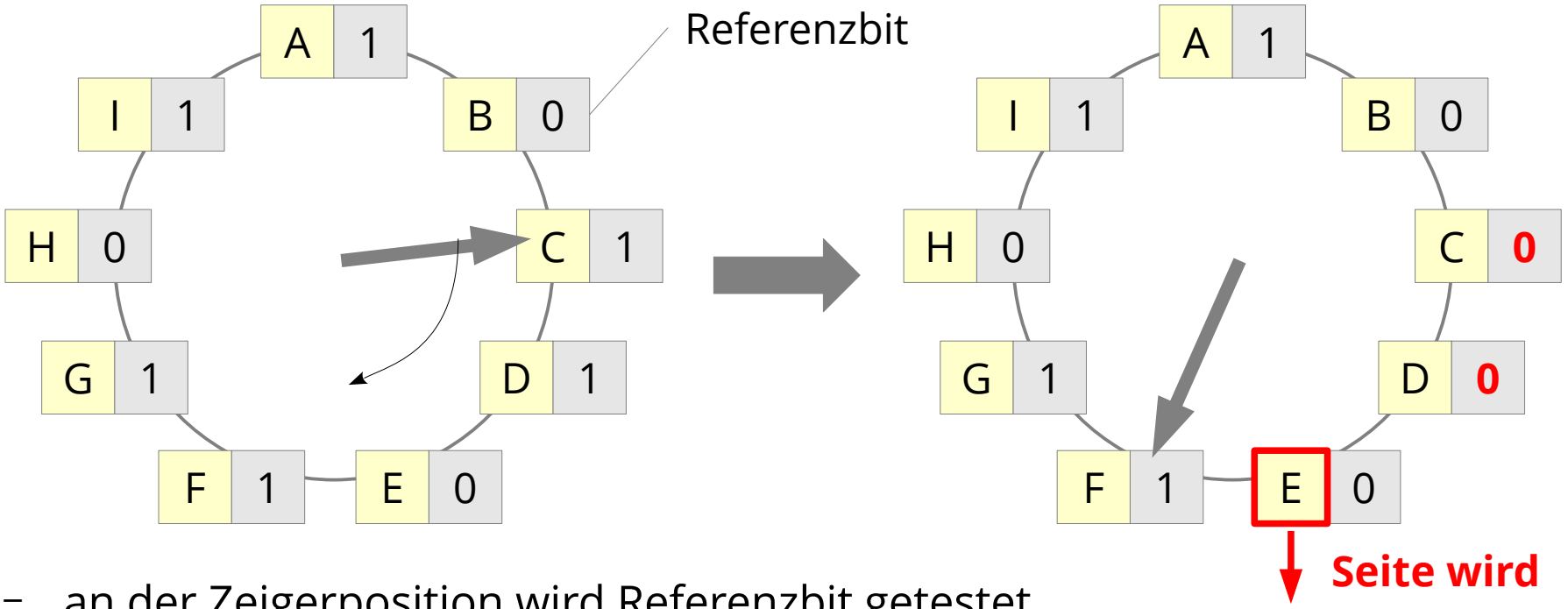
- **Naive Idee:** Hardwareunterstützung durch **Zähler**
  - CPU besitzt einen Zähler, der bei jedem Speicherzugriff erhöht wird.
  - Bei jedem Zugriff wird der aktuelle Zählerwert in den jeweiligen Seitendeskriptor geschrieben.
  - Auswahl der Seite **mit dem kleinsten Zählerstand** (Suche!)
- Aufwändige Implementierung:
  - viele zusätzliche Speicherzugriffe
  - hoher Speicherplatzbedarf
  - Minimum-Suche in der Seitenfehler-Behandlung

Clock-Algorithmus

- 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 an LRU
  - bei einer frisch eingelagerten Seite wird das Referenzbit zunächst auf 1 gesetzt
  - wird eine Opferseite gesucht, so werden die Kacheln **reihum** inspiziert
    - ist das Referenzbit 1, so wird es auf 0 gesetzt (Seite bekommt „2. Chance")
    - ist das Referenzbit 0, so wird die Seite ersetzt

Clock-Algorithmus

- 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 *Clock* zu FIFO.

Clock-Algorithmus

- Ablauf bei drei Kacheln (9 Einlagerungen)

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

Clock-Algorithmus

- Vergrößerung des Hauptspeichers (4 Kacheln):
  10 Einlagerungen

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

Clock-Algorithmus

- Bei *Clock* kann es auch zur FIFO-Anomalie kommen:
  - Wenn alle Referenzbits 1 sind, wird nach FIFO entschieden.
- Im Normalfall kommt man aber LRU nahe.

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

Diskussion: 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

- Wiederholung
- Motivation
- *Demand Paging*
- Seitenersetzung
- **Kachelzuordnung**
- Ladestrategie
- Zusammenfassung

Kachelzuordnung

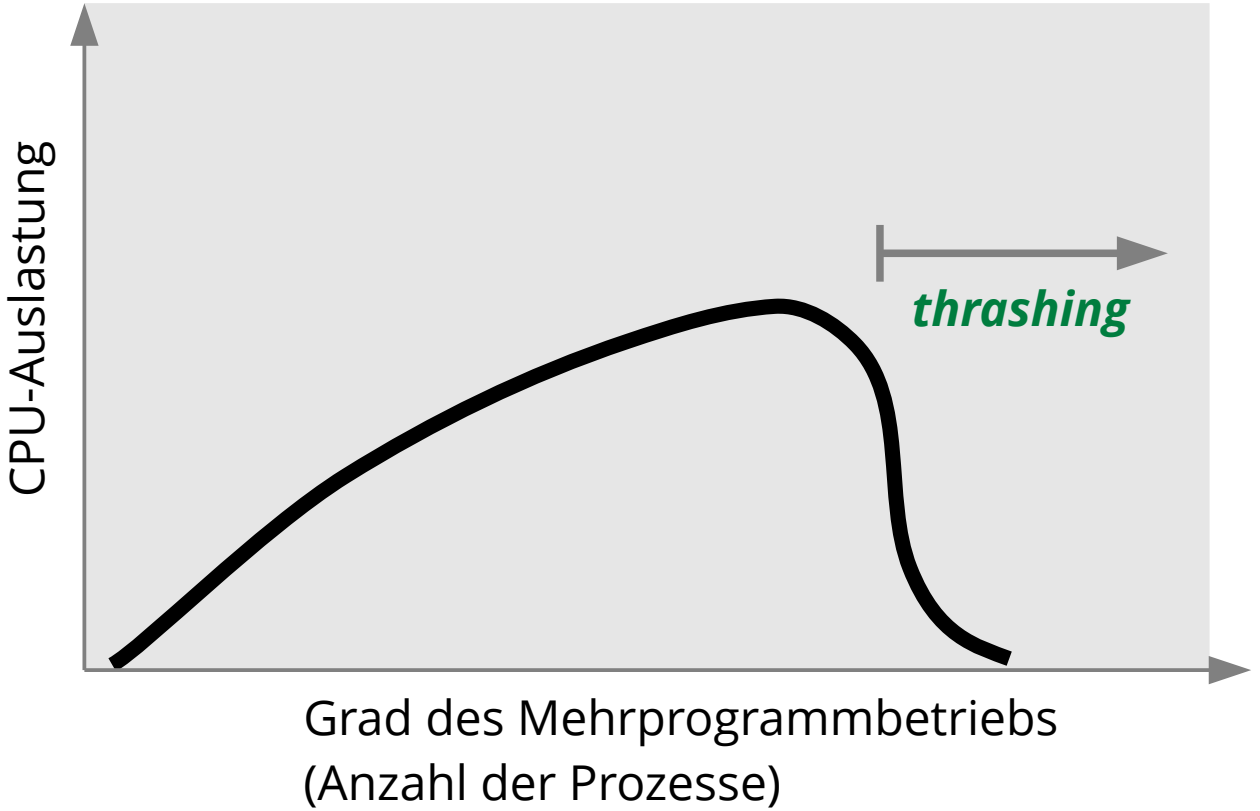
- **Problem:** Aufteilung der Kacheln auf die Prozesse
  - Wie viele eingelagerte Seiten soll man einem Prozess zugestehen?
    - **Maximum:** begrenzt durch Anzahl der Kacheln
    - **Minimum:** abhängig von der Prozessorarchitektur
      - Mindestens die Anzahl von Seiten nötig, die theoretisch bei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

Kachelzuordnung

- Globale und lokale Anforderung von Seiten
  - **lokal:** Prozess ersetzt nur immer seine eigenen Seiten
    - Seitenfehler-Verhalten liegt nur in der Verantwortung des Prozesses
  - **global:** Prozess ersetzt auch Seiten anderer Prozesse
    - bessere Effizienz, da ungenutzte Seiten von anderen Prozessen verwendet werden können

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

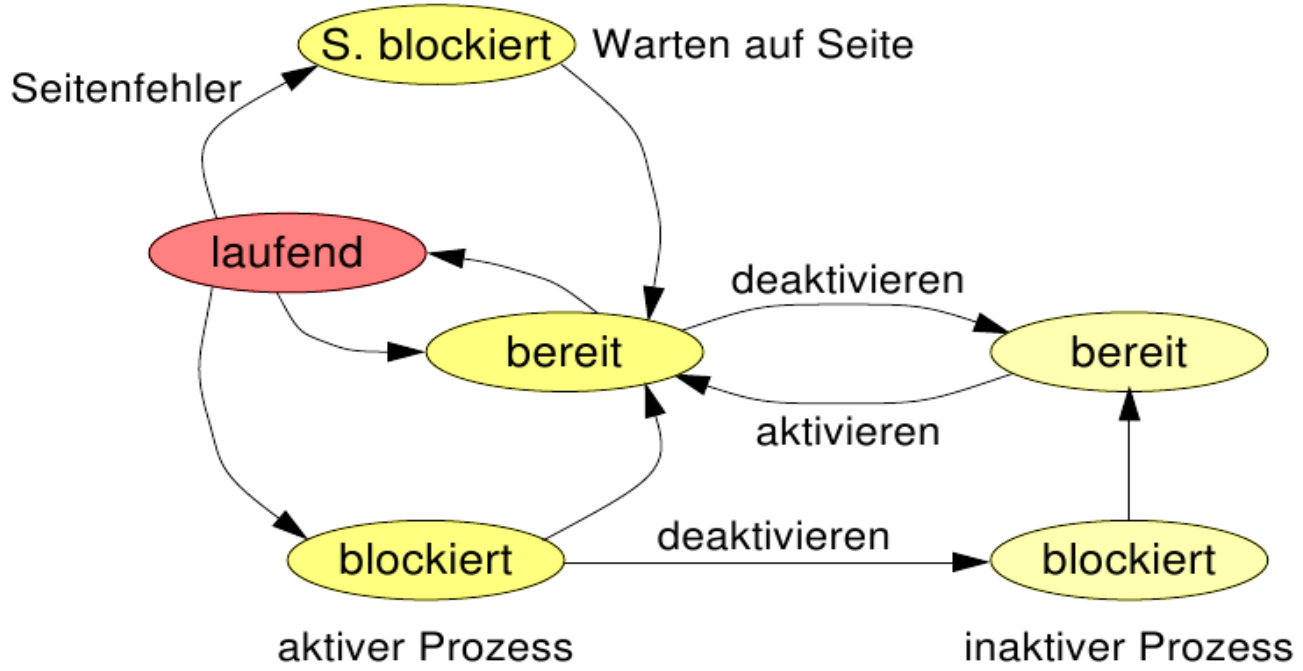
➔ Lokale Seitenanforderung behebt *Thrashing* zwischen Prozessen

➔ Zuteilung einer genügend großen Zahl von Kacheln behebt *Thrashing* innerhalb der Prozessseiten

  - Begrenzung der Prozessanzahl

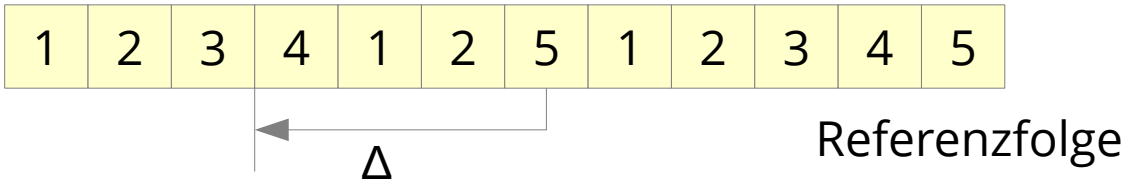
Lösung 1: Auslagerung von Prozessen

- Inaktiver Prozess benötigt keine Kacheln
  - Kacheln teilen sich auf weniger Prozesse auf
  - Verbindung mit dem *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:** Δ > 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

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 > Δ sind nicht mehr in der Arbeitsmenge des jeweiligen Prozesses.

Arbeitsmengenbestimmung mit Zeitgeber

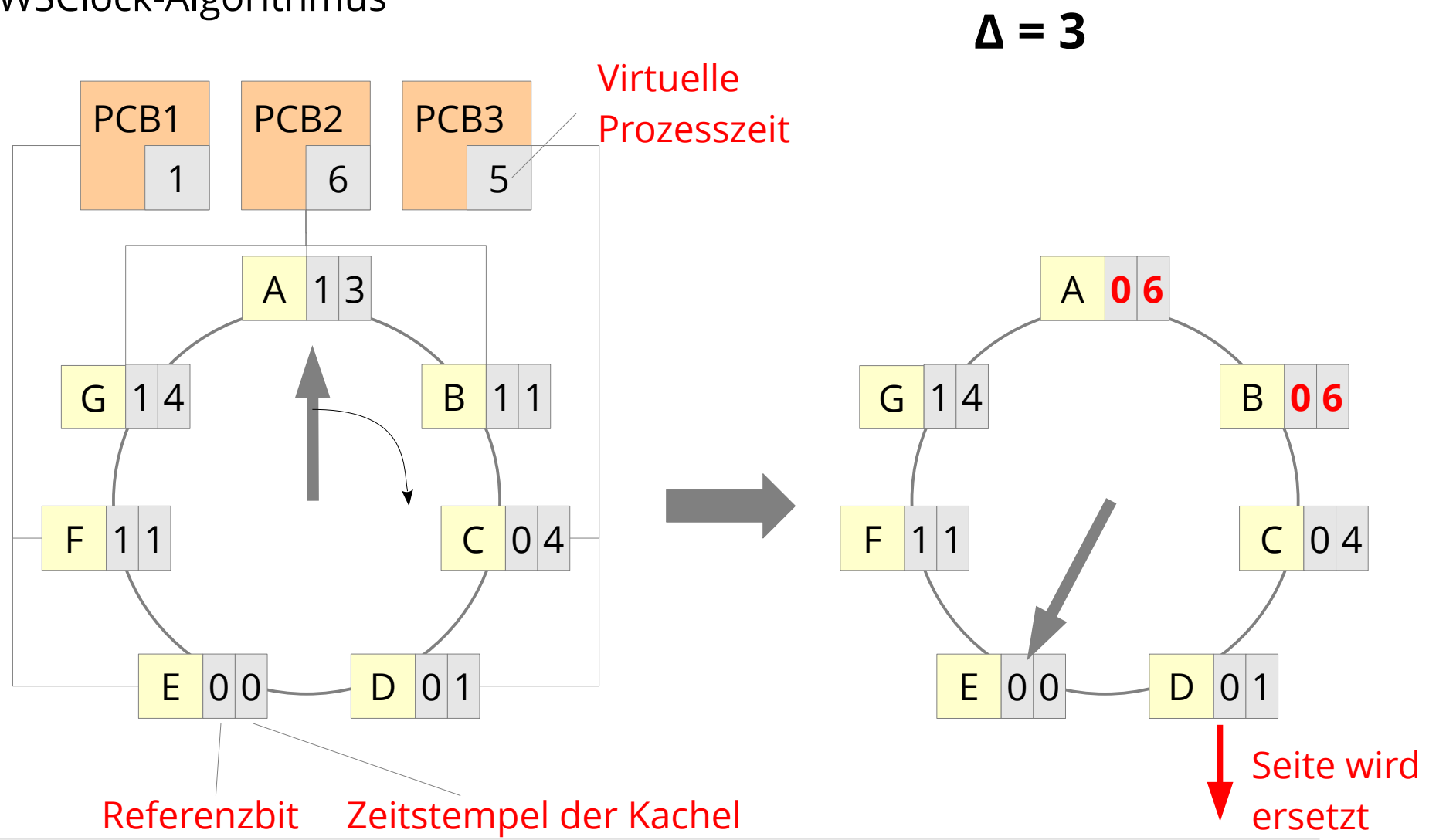
- **ungenau**
  - System ist aber nicht empfindlich auf diese Ungenauigkeit
  - Verringerung der Zeitintervalle: höherer Aufwand, genauere Messung
- **ineffizient**
  - große Menge von Seiten zu betrachten

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 der Kachel.

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: Kachelmenge verkleinern
    - Rate > Schwellwert: Kachelmenge vergrößern

Inhalt

- Wiederholung
- Motivation
- *Demand Paging*
- Seitenersetzung
- Kachelzuordnung
- **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 *Page-Faults* aus.
    - Durch Interpretation des Befehls beim ersten *Page Fault* können die benötigten anderen Seiten im Voraus eingelagert werden. Weitere *Page Faults* werden verhindert.
  - Komplettes *Working Set* bei Prozesseinlagerung im Voraus laden
  - Sequentielle Zugriffsmuster erkennen und Folgeseiten vorab laden

Inhalt

- Wiederholung
- Motivation
- *Demand Paging*
- Seitenersetzung
- Kachelzuordnung
- 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 die FIFO-Anomalie oder „*Thrashing*“)
  - Zeitverhalten nicht vorhersagbar

➔ Einfache (Spezialzweck-)Systeme, die diesen „Luxus“ nicht unbedingt benötigen, sollten besser darauf verzichten.