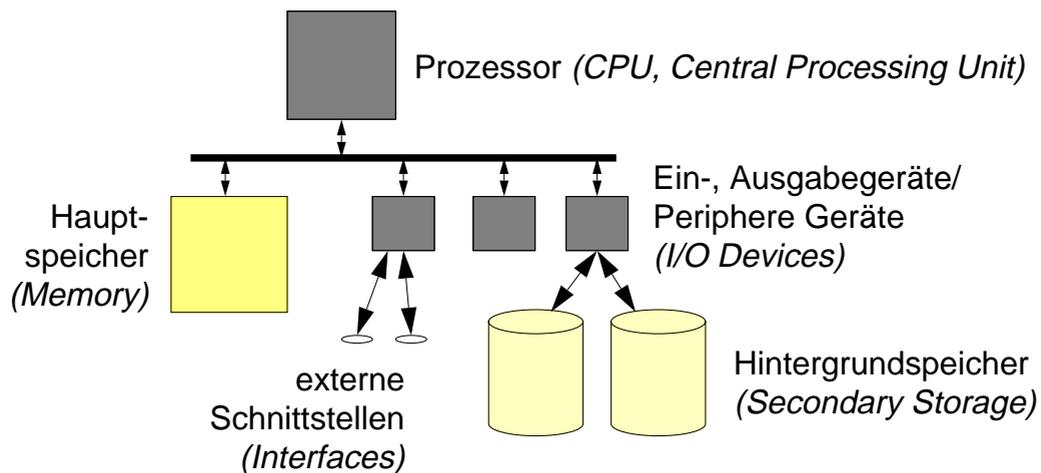


# E Speicherverwaltung

## E Speicherverwaltung

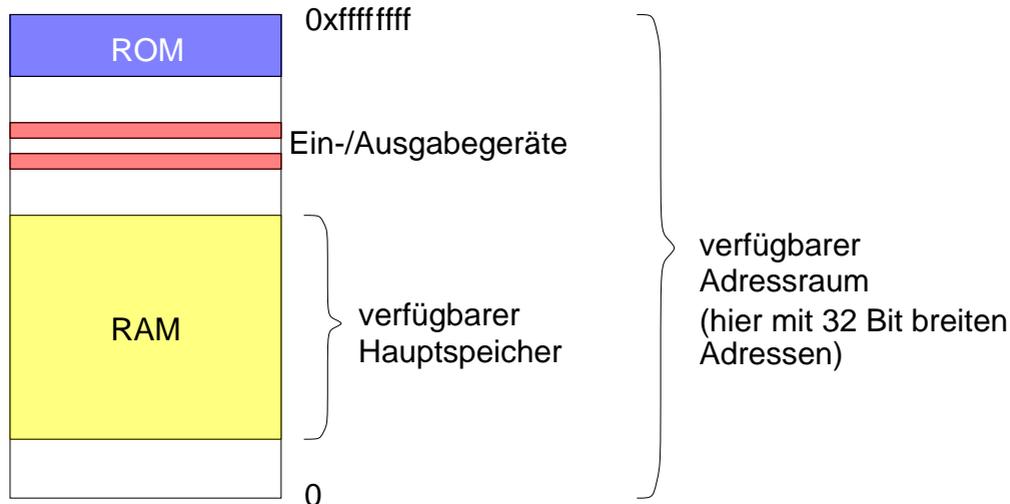
### ■ Betriebsmittel



# 1 Speichervergabe

## 1.1 Problemstellung

### ■ Verfügbarer Speicher



## 1.1 Problemstellung (2)

### ■ Belegung des verfügbaren Hauptspeichers durch

#### ◆ Benutzerprogramme

- Programmbefehle (Code, Binary)
- Programmdateien

#### ◆ Betriebssystem

- Betriebssystemcode
- Puffer
- Systemvariablen

### ★ Zuteilung des Speichers nötig

## 1.2 Statische Speicherzuteilung

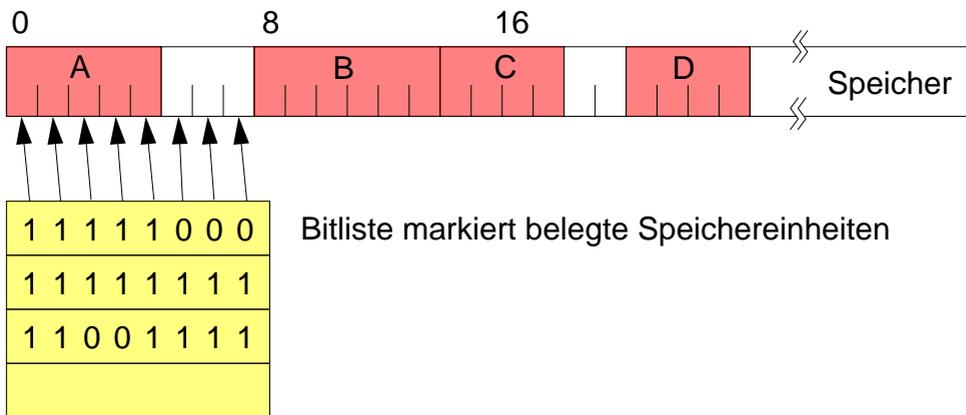
- Feste Bereiche für Betriebssystem und Benutzerprogramm
- ▲ Probleme:
  - ◆ Begrenzung anderer Ressourcen  
(z.B. Bandbreite bei Ein-/Ausgabe wg. zu kleiner Systempuffer)
  - ◆ Ungenutzter Speicher des Betriebssystems kann von Anwendungsprogramm nicht genutzt werden und umgekehrt
- ★ Dynamische Speicherzuteilung einsetzen

## 1.3 Dynamische Speicherzuteilung

- Segmente
  - ◆ zusammenhängender Speicherbereich  
(Bereich mit aufeinanderfolgenden Adressen)
- Allokation (Anforderung) und Freigabe von Segmenten
- Ein Anwendungsprogramm besitzt üblicherweise folgende Segmente (siehe auch D.2.4):
  - ◆ Codesegment
  - ◆ Datensegment
  - ◆ Stacksegment (für Verwaltungsinformationen, z.B. bei Funktionsaufrufen)
- ▲ Suche nach geeigneten Speicherbereichen zur Zuteilung
- ★ Speicherzuteilungsstrategien nötig

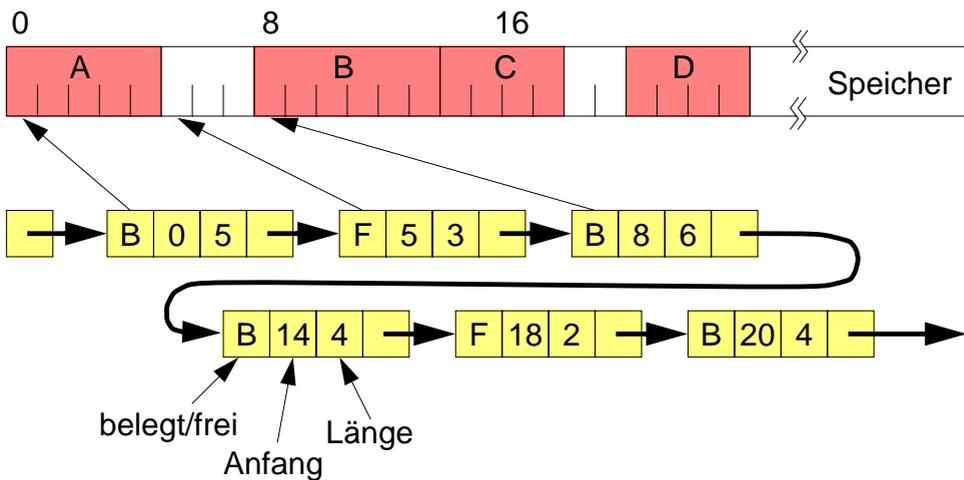
## 1.4 Freispeicherverwaltung

- Freie (evtl. auch belegte) Segmente des Speichers müssen repräsentiert werden
- Bitlisten



## 1.4 Freispeicherverwaltung (2)

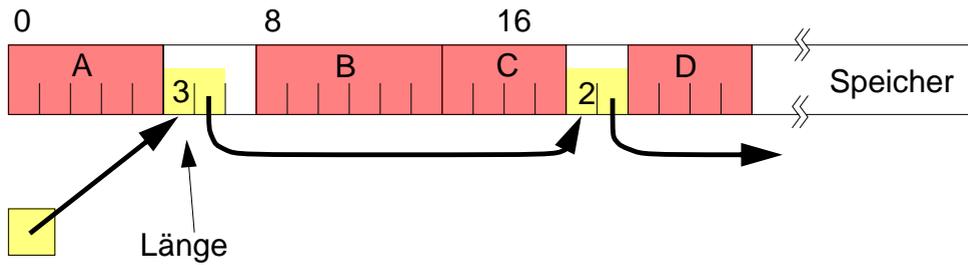
- Verkettete Liste



Repräsentation auch von freien Segmenten

## 1.4 Freispeicherverwaltung (3)

- Verkettete Liste in dem freien Speicher

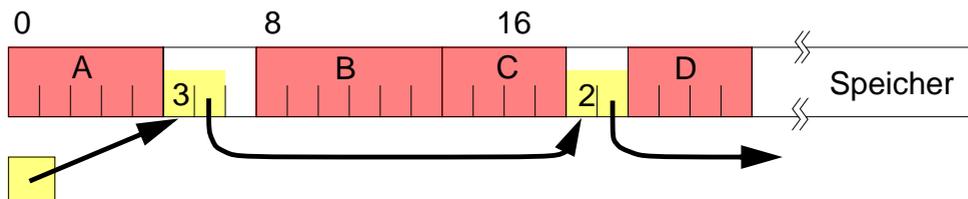


Mindestlückengröße muss garantiert werden

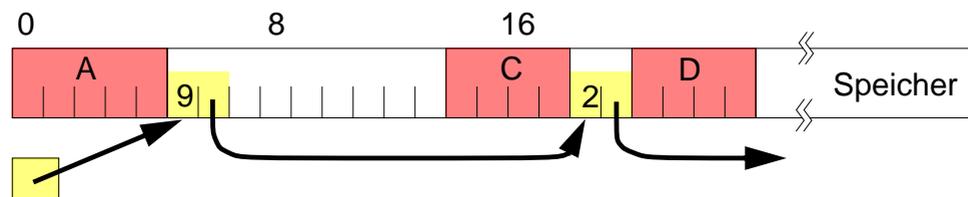
- Zur Effizienzsteigerung eventuell Rückwärtsverkettung nötig
- Repräsentation letztlich auch von der Vergabestrategie abhängig

## 1.5 Speicherfreigabe

- Verschmelzung von Lücken



nach Freigabe von B:



## 1.6 Vergabestrategien

- First Fit - die erste passende Lücke wird gesucht
  - ◆ Lücken sind sortiert nach aufsteigenden Speicheradressen
- Rotating First Fit / Next Fit
  - ◆ wie First Fit aber Start bei der zuletzt zugewiesenen Lücke
- Best Fit - die kleinste passende Lücke wird gesucht
  - ◆ Lücken sind sortiert nach aufsteigender Größe
- Worst Fit - die größte passende Lücke wird gesucht
  - ◆ Lücken sind sortiert nach absteigender Größe
- ▲ Probleme:
  - ◆ Speicherverschnitt (*externe/interne Fragmentierung*)
  - ◆ zu kleine Lücken (*Kompaktifizierung, Relokation*)

## 1.7 Buddy Systeme

- Einteilung in dynamische Bereiche der Größe  $2^n$

	0	128	256	384	512	640	768	896	1024
	1024								
Anfrage 70	A	128	256		512				
Anfrage 35	A	B	64	256		512			
Anfrage 80	A	B	64	C	128	512			
Freigabe A	128	B	64	C	128	512			
Anfrage 60	128	B	D	C	128	512			
Freigabe B	128	64	D	C	128	512			
Freigabe D	256		C	128	512				
Freigabe C	1024								

der kleinste passende Buddy wird gesucht (effizientes Verfahren)

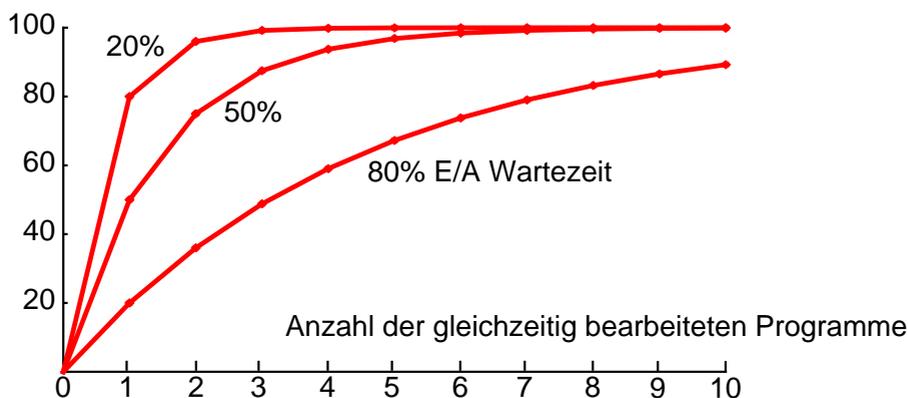
## 1.8 Einsatz der Verfahren

- Einsatz im Betriebssystem
  - ◆ Verwaltung des Systemspeichers
  - ◆ Zuteilung von Speicher an Prozesse und Betriebssystem
- Einsatz innerhalb eines Prozesses
  - ◆ Verwaltung des Haldenspeichers (*Heap*)
  - ◆ erlaubt dynamische Allokation von Speicherbereichen durch den Prozess (`malloc` und `free`)
- Einsatz für Bereiche des Sekundärspeichers
  - ◆ Verwaltung bestimmter Abschnitte des Sekundärspeichers  
z.B. Speicherbereich für Prozessauslagerungen (*Swap space*)

## 2 Mehrprogrammbetrieb

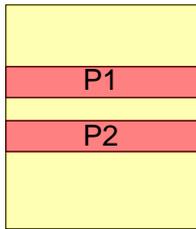
### 2.1 Problemstellung

- Mehrere Prozesse laufen gleichzeitig
  - ◆ Wartezeiten von Ein-/Ausgabeoperationen ausnutzen
  - ◆ CPU Auslastung verbessern
  - ◆ CPU-Nutzung in Prozent, abhängig von der Anzahl der Prozesse



## 2.1 Problemstellung (2)

- ▲ Mehrere Prozesse benötigen Hauptspeicher
  - ◆ Prozesse liegen an verschiedenen Stellen im Hauptspeicher.
  - ◆ Speicher reicht eventuell nicht für alle Prozesse.
  - ◆ Schutzbedürfnis des Betriebssystems und der Prozesse untereinander



zwei Prozesse und deren Codesegmente im Speicher

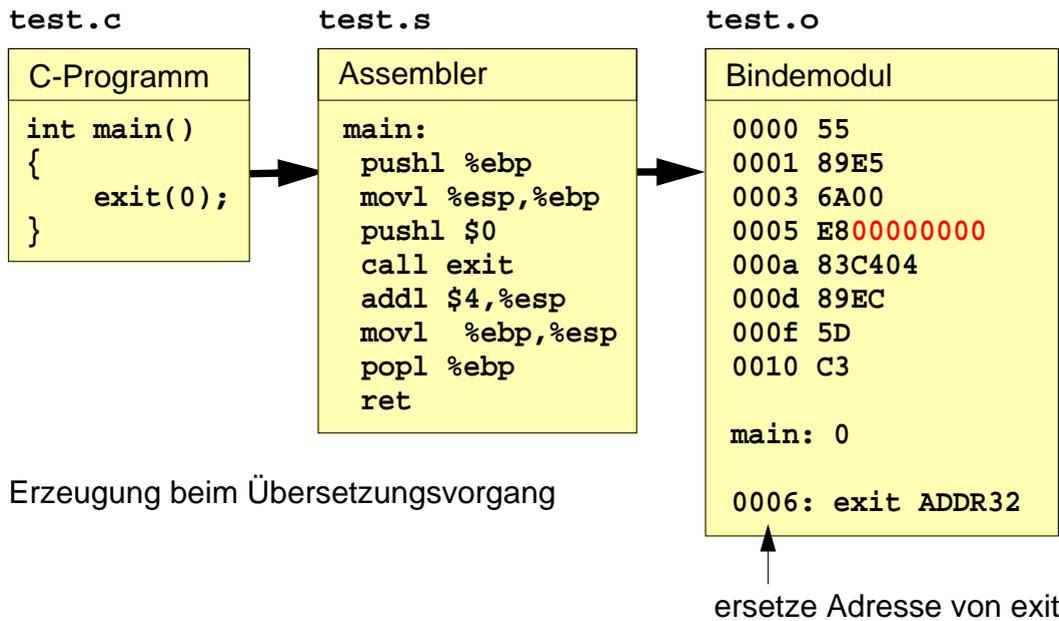
- ★ Relokation von Programmbefehlen (Binaries)
- ★ Ein- und Auslagern von Prozessen
- ★ Hardwareunterstützung

## 2.2 Relokation

- Festlegung absoluter Speicheradressen in den Programmbefehlen
  - ◆ z.B. ein Sprungbefehl in ein Unterprogramm oder ein Ladebefehl für eine Variable aus dem Datensegment
- Absolutes Binden (*Compile Time*)
  - ◆ Adressen stehen fest
  - ◆ Programm kann nur an bestimmter Speicherstelle korrekt ablaufen
- Statisches Binden (*Load Time*)
  - ◆ Beim Laden (Starten) des Programms werden die absoluten Adressen angepasst (reloziert)
  - ◆ Relokationsinformation nötig, die vom Compiler oder Assembler geliefert wird

## 2.2 Relokation (2)

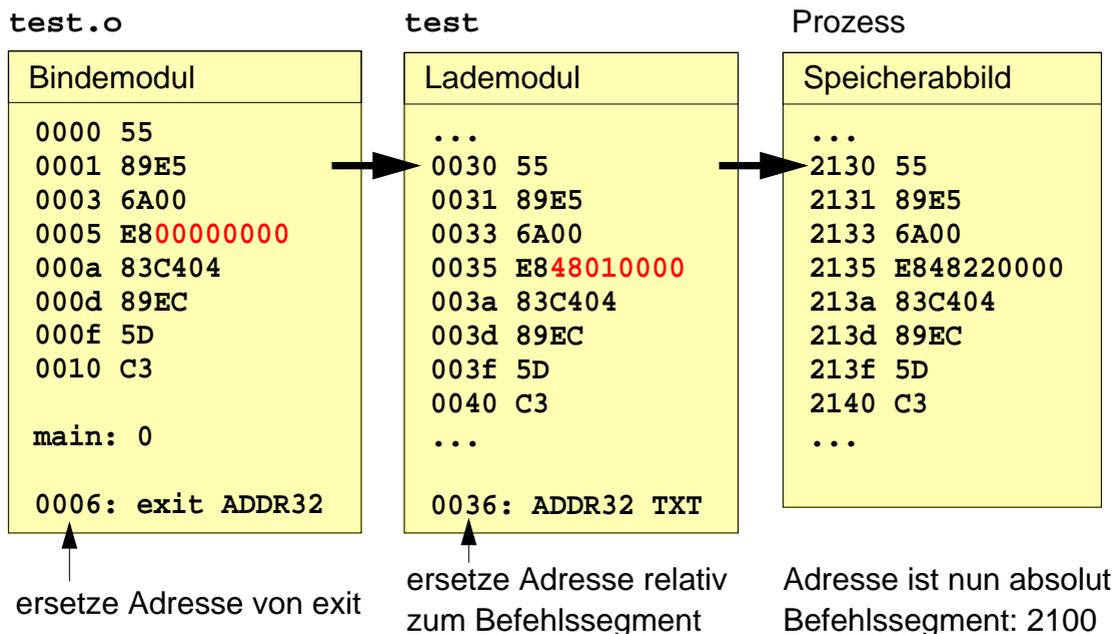
### Übersetzungsvorgang (Erzeugung der Relokationsinformation)



Erzeugung beim Übersetzungsvorgang

## 2.2 Relokation (3)

### Binde- und Ladevorgang

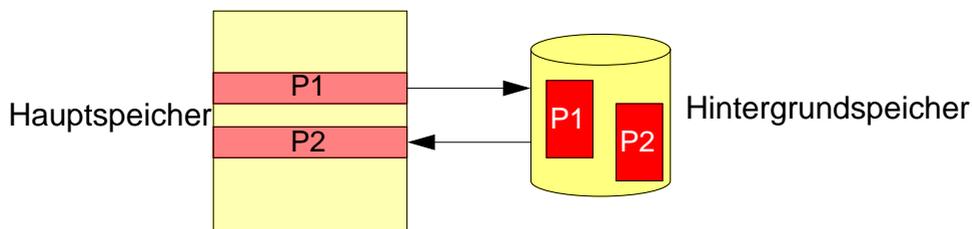


## 2.2 Relokation (4)

- Relokationsinformation im Bindemodul
  - ◆ erlaubt das Binden von Modulen in beliebige Programme
- Relokationsinformation im Lademodul
  - ◆ erlaubt das Laden des Programms an beliebige Speicherstellen
  - ◆ absolute Adressen werden erst beim Laden generiert
- ★ Alternative
  - ◆ Programm benutzt keine absoluten Adressen und kann daher immer an beliebige Speicherstellen geladen werden

## 2.3 Ein-, Auslagerung (*Swapping*)

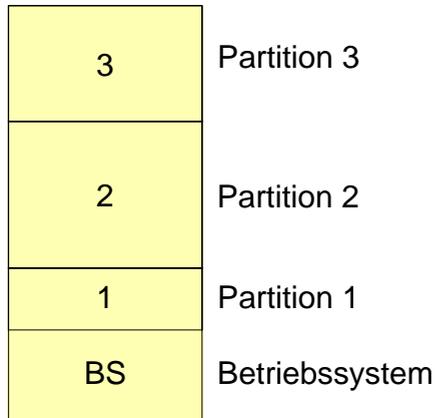
- Segmente eines Prozesses werden auf Hintergrundspeicher ausgelagert und im Hauptspeicher freigegeben
  - ◆ z.B. zur Überbrückung von Wartezeiten bei E/A oder Round-Robin Schedulingstrategie
- Einlagern der Segmente in den Hauptspeicher am Ende der Wartezeit



- ▲ Aus-, Einlagerzeit ist hoch
  - ◆ Latenzzeit der Festplatte
  - ◆ Übertragungszeit

## 2.3 Ein-, Auslagerung (2)

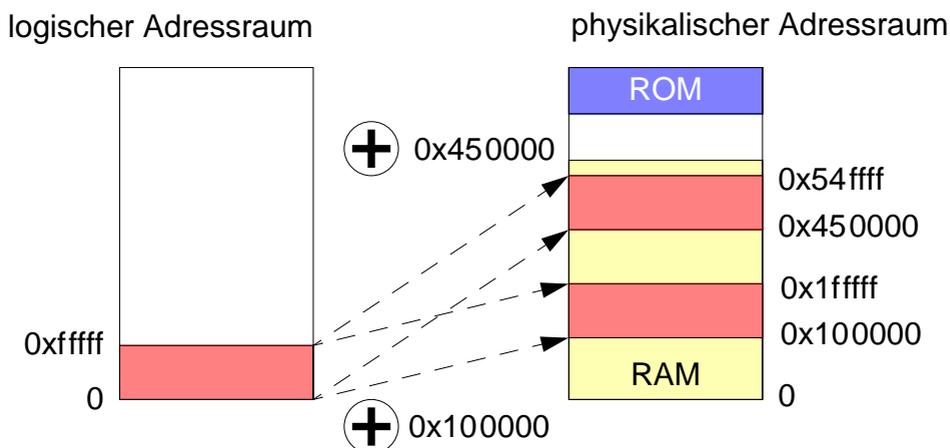
- ▲ Prozess ist statisch gebunden
  - ◆ kann nur an gleiche Stelle im Hauptspeicher wieder eingelagert werden
  - ◆ Kollisionen mit eventuell neu im Hauptspeicher befindlichen Segmenten
- Mögliche Lösung: Partitionierung des Hauptspeichers



- ◆ In jeder Partition läuft nur ein Prozess
- ◆ Einlagerung erfolgt wieder in die gleiche Partition
- ◆ Speicher kann nicht optimal genutzt werden

## 2.4 Segmentierung

- Hardwareunterstützung: Umsetzung logischer in physikalische Adressen
  - ◆ Prozesse erhalten einen logischen Adressraum

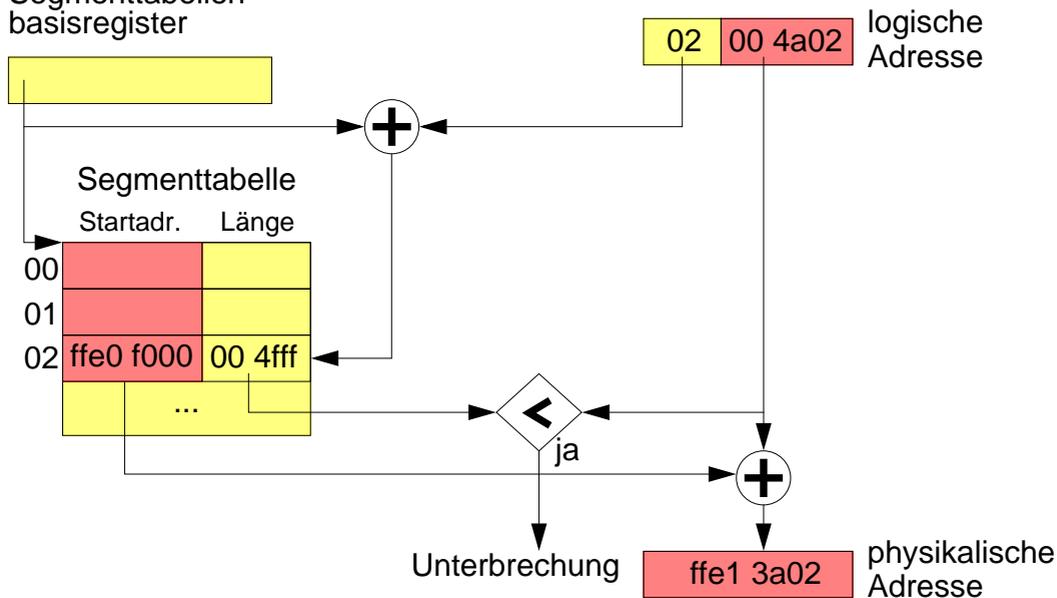


Das Segment des logischen Adressraums kann an jeder beliebige Stelle im physikalischen Adressraum liegen.

## 2.4 Segmentierung (2)

### ■ Realisierung mit Übersetzungstabelle

Segmenttabellen-  
basisregister



## 2.4 Segmentierung (3)

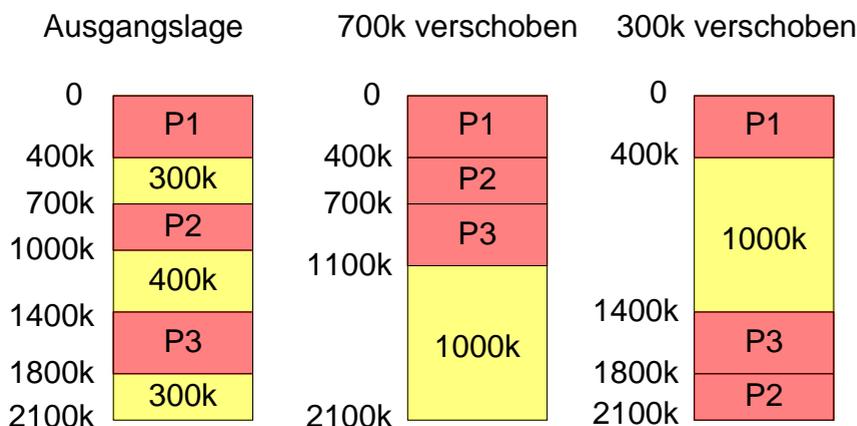
- Hardware wird MMU (*Memory Management Unit*) genannt
- Schutz vor Segmentübertretung
  - ◆ Unterbrechung zeigt Speicherverletzung an
  - ◆ Programme und Betriebssystem voreinander geschützt
- Prozessumschaltung durch Austausch der Segmentbasis
  - ◆ jeder Prozess hat eigene Übersetzungstabelle
- Ein- und Auslagerung vereinfacht
  - ◆ nach Einlagerung an beliebige Stelle muss lediglich die Übersetzungstabelle angepasst werden
- Gemeinsame Segmente möglich
  - ◆ Befehlssegmente
  - ◆ Datensegmente (*Shared Memory*)

## 2.4 Segmentierung (4)

- Zugriffsschutz einfach integrierbar
  - ◆ z.B. Rechte zum Lesen, Schreiben und Ausführen von Befehlen, die von der MMU geprüft werden
- ▲ Fragmentierung des Speichers durch häufiges Ein- und Auslagern
  - ◆ es entstehen kleine, nicht nutzbare Lücken
- ★ Kompaktifizieren
  - ◆ Segmente werden verschoben, um Lücken zu schließen; Segmenttabelle wird jeweils angepasst
- ▲ lange E/A Zeiten für Ein- und Auslagerung
  - ◆ nicht alle Teile eines Segments werden gleich häufig genutzt

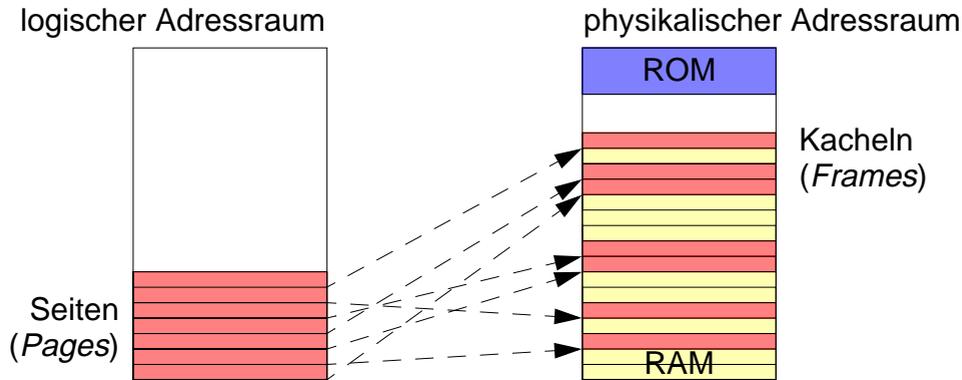
## 2.5 Kompaktifizieren

- Verschieben von Segmenten
  - ◆ Erzeugen von weniger aber größeren Lücken
  - ◆ Verringern des Verschnitts
  - ◆ aufwendige Operation, abhängig von der Größe der verschobenen Segmente



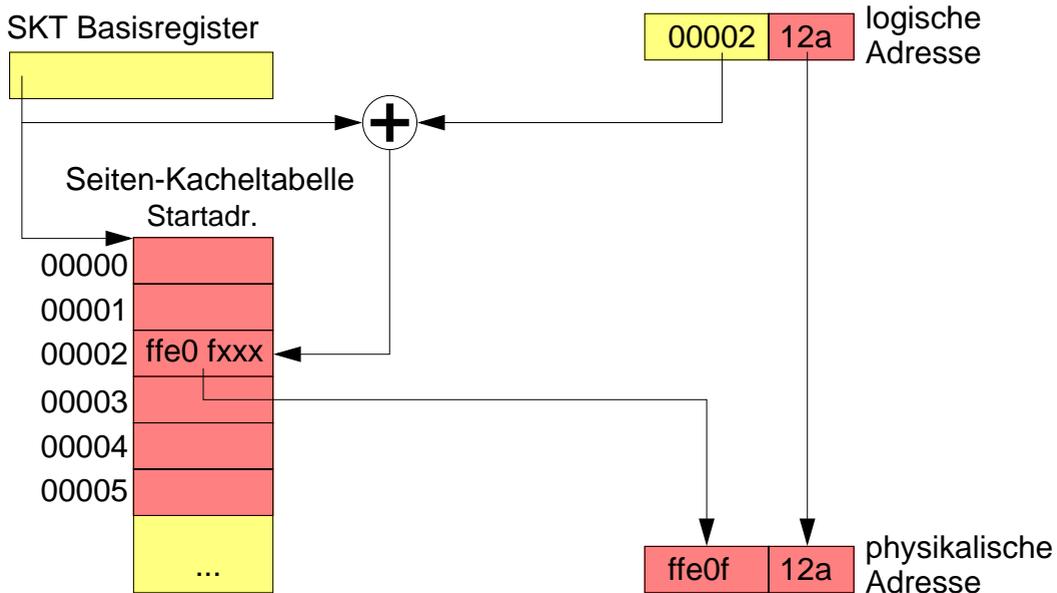
### 3 Seitenadressierung (*Paging*)

- Einteilung des logischen Adressraums in gleichgroße Seiten, die an beliebigen Stellen im physikalischen Adressraum liegen können
  - ◆ Lösung des Fragmentierungsproblem
  - ◆ keine Kompaktifizierung mehr nötig
  - ◆ Vereinfacht Speicherbelegung und Ein-, Auslagerungen



### 3.1 MMU mit Seiten-Kacheltabelle

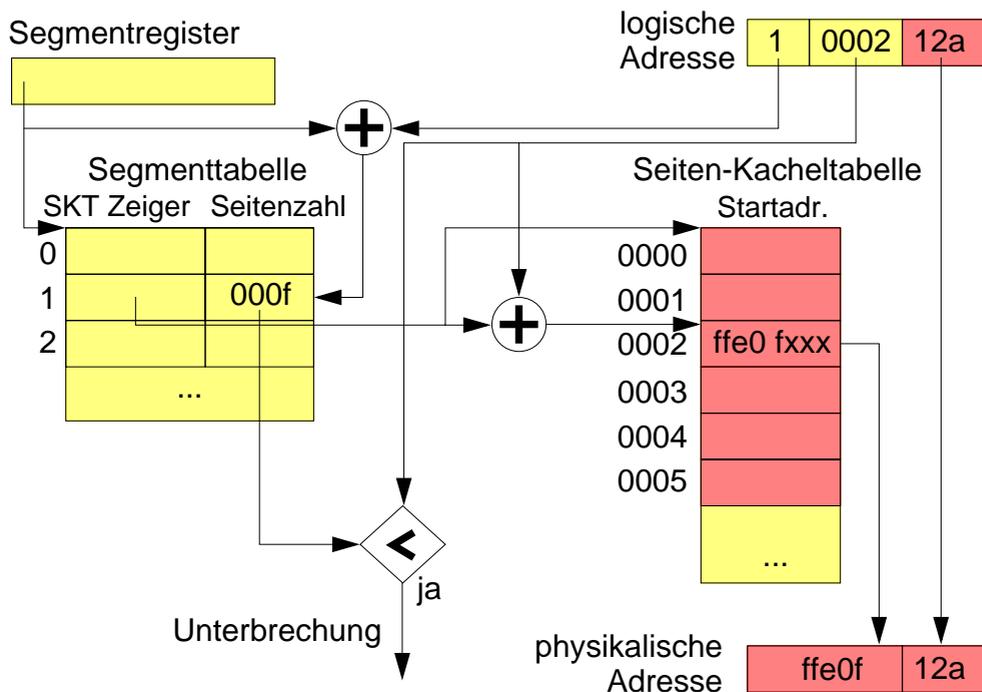
- Tabelle setzt Seiten in Kacheln um



## 3.1 MMU mit Seiten-Kacheltabelle (2)

- ▲ Seitenadressierung erzeugt internen Verschnitt
  - ◆ letzte Seite eventuell nicht vollständig genutzt
- Seitengröße
  - ◆ kleine Seiten verringern internen Verschnitt, vergrößern aber die Seiten-Kacheltabelle (und umgekehrt)
  - ◆ übliche Größen: 512 Bytes — 8192 Bytes
- ▲ große Tabelle, die im Speicher gehalten werden muss
- ▲ viele implizite Speicherzugriffe nötig
- ▲ nur ein „Segment“ pro Kontext
- ★ Kombination mit Segmentierung

## 3.2 Segmentierung und Seitenadressierung



## 3.2 Segmentierung und Seitenadressierung (2)

- ▲ noch mehr implizite Speicherzugriffe
- ▲ große Tabellen im Speicher
- ★ Mehrstufige Seitenadressierung mit Ein- und Auslagerung

## 3.3 Ein- und Auslagerung von Seiten

- Es ist nicht nötig ein gesamtes Segment aus- bzw. einzulagern
  - ◆ Seiten können einzeln ein- und ausgelagert werden
- Hardware-Unterstützung

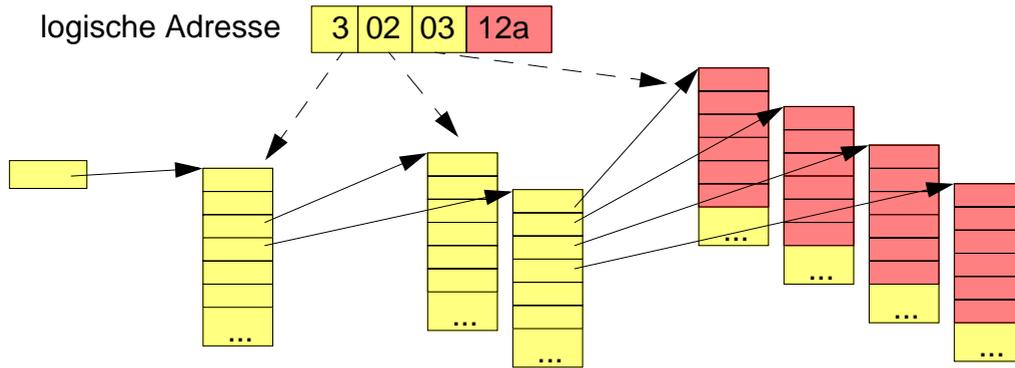
Seiten-Kacheltabelle

	Startadr.	Präsenzbit
0000		
0001		
0002	ffe0 fxxx	X
	...	

- ◆ Ist das Präsenzbit gesetzt, bleibt alles wie bisher.
- ◆ Ist das Präsenzbit gelöscht, wird eine Unterbrechung ausgelöst (*Page fault*).
- ◆ Die Unterbrechungsbehandlung kann nun für das Laden der Seite vom Hintergrundspeicher sorgen und den Speicherzugriff danach wiederholen (benötigt HW Support in der CPU).

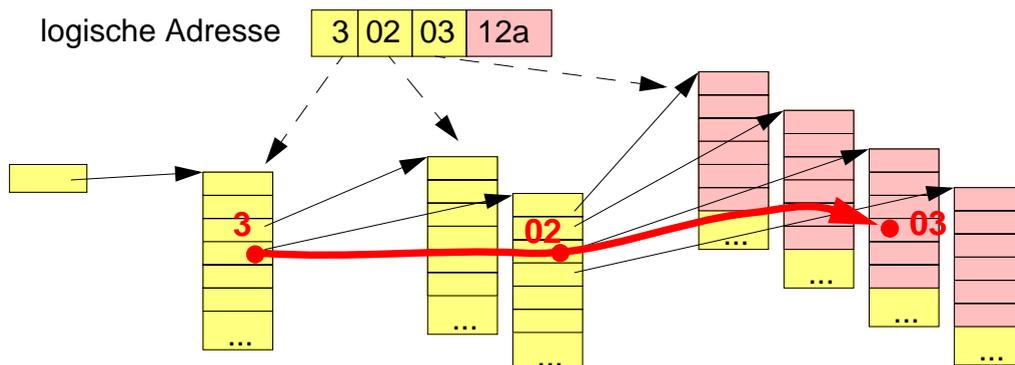
## 3.4 Mehrstufige Seitenadressierung

- Beispiel: zweifach indirekte Seitenadressierung



## 3.4 Mehrstufige Seitenadressierung

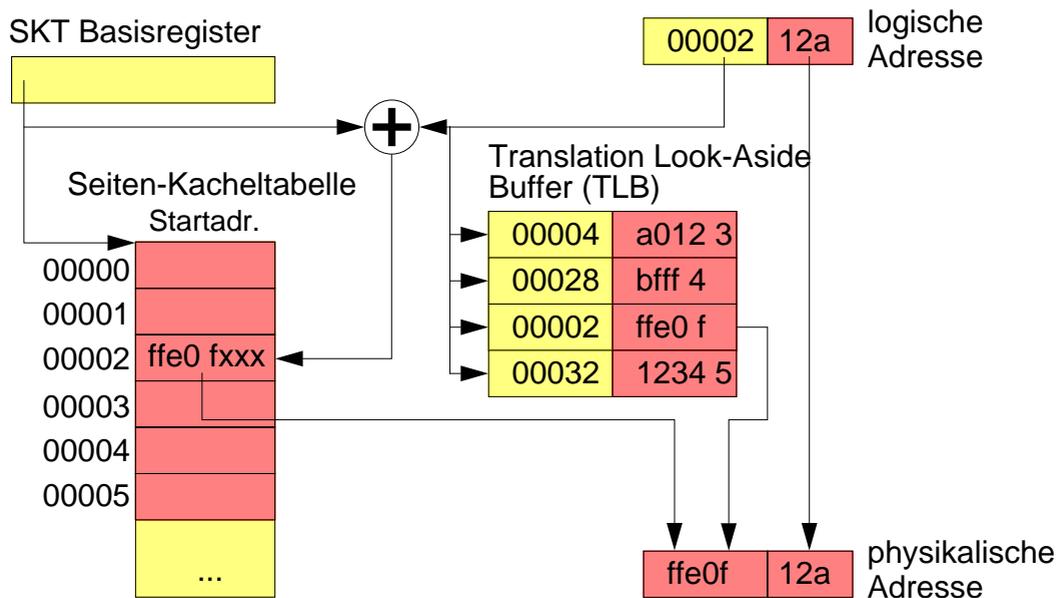
- Beispiel: zweifach indirekte Seitenadressierung



- Präsenzbit auch für jeden Eintrag in den höheren Stufen
  - ◆ Tabellen werden aus- und einlagerbar
- ▲ Noch mehr implizite Speicherzugriffe

## 3.5 Translation Look-Aside Buffer

- Schneller Registersatz wird konsultiert bevor auf die SKT zugegriffen wird:

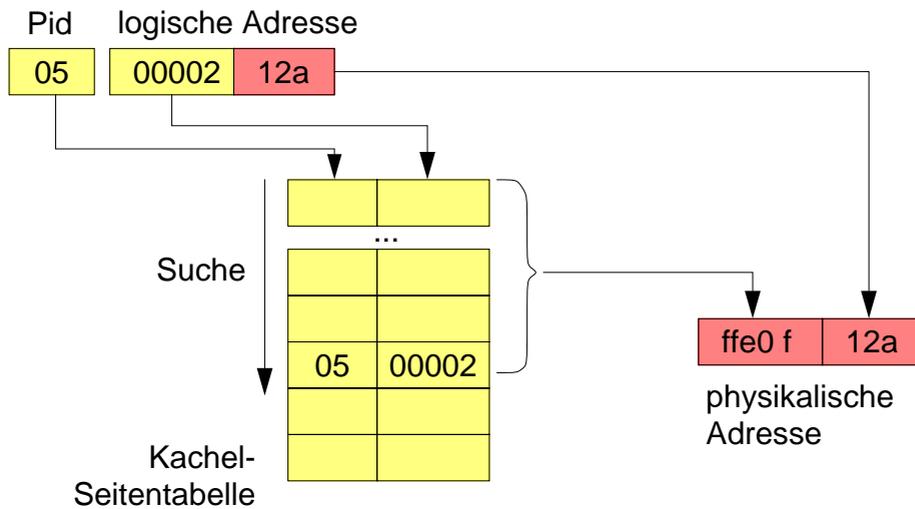


## 3.5 Translation Look-Aside Buffer (2)

- Schneller Zugriff auf Seitenabbildung, falls Information im voll-assoziativen Speicher des TLB
  - ◆ keine impliziten Speicherzugriffe nötig
- Bei Kontextwechseln muss TLB gelöscht werden (*Flush*)
- Bei Zugriffen auf eine nicht im TLB enthaltene Seite wird die entsprechende Zugriffsinformation in den TLB eingetragen
  - ◆ Ein alter Eintrag muss zur Ersetzung ausgesucht werden
- TLB Größe
  - ◆ Pentium: Daten TLB = 64, Code TLB = 32, Seitengröße 4K
  - ◆ Sparc V9: Daten TLB = 64, Code TLB = 64, Seitengröße 8K
  - ◆ Größere TLBs bei den üblichen Taktraten zur Zeit nicht möglich

## 3.6 Invertierte Seiten-Kacheltabelle

- Zum Umsetzen der Adressen nur Abbildung der belegten Kacheln nötig
- ◆ eine Tabelle, die zu jeder Kachel die Seitenabbildung hält



## 3.6 Invertierte Seiten-Kacheltabelle (2)

- Vorteile
  - ◆ wenig Platz zur Speicherung der Abbildung notwendig
  - ◆ Tabelle kann immer im Hauptspeicher gehalten werden
- ▲ Nachteile
  - ◆ prozesslokale SKT zusätzlich nötig für Seiten, die ausgelagert sind
    - diese können aber ausgelagert werden
  - ◆ Suche in der KST ist aufwendig
    - Einsatz von Assoziativspeichern und Hashfunktionen

## 3.7 Systemaufruf

- Ermitteln der Seitengröße des Betriebssystems

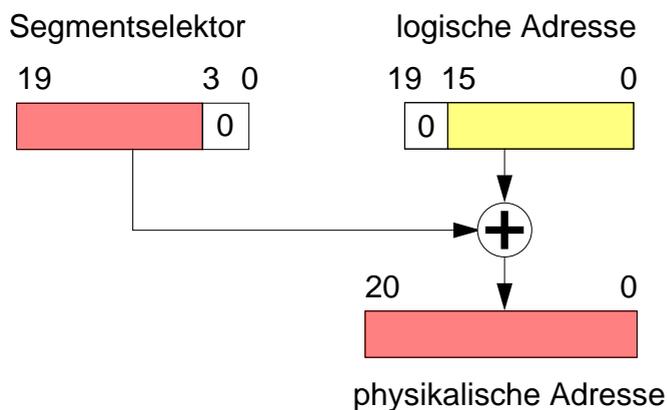
```
int getpagesize(void);
```

## 4 Fallstudie: Pentium

- Physikalische Adresse
  - ◆ 32 bit breit
- Segmente
  - ◆ CS – Codesegment: enthält Instruktionen
  - ◆ DS – Datensegment
  - ◆ SS – Stacksegment
  - ◆ ES, FS, GS – zusätzliche Segmente
- ◆ Befehle beziehen sich auf eines oder mehrere der Segmente
- Segmentadressierung
  - ◆ Segmentelektor zur Auswahl eines Segments:  
16 bit bezeichnen das Segment

### 4.1 Real Mode Adressierung

- Adressgenerierung im Real Mode
  - ◆ 16 bit breiter Segmentelektor wird als 20 bit breite Adresse interpretiert und auf die logische Adresse addiert



## 4.2 Protected Mode Adressierung

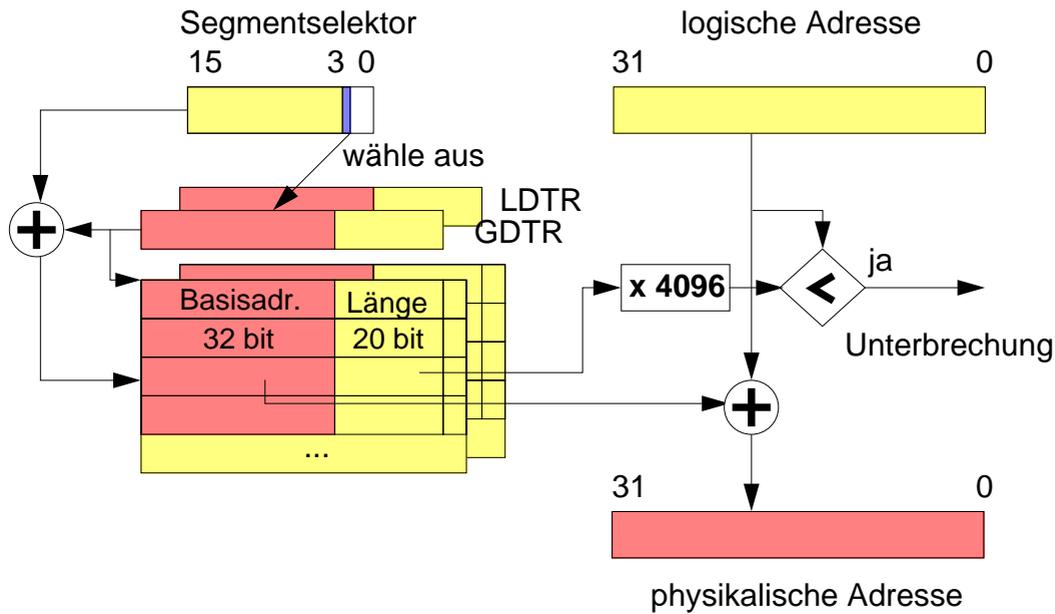
- Vier Betriebsmodi (Stufen von Privilegien)
  - ◆ Stufe 0: höchste Privilegien (privilegierte Befehle, etc.): BS Kern
  - ◆ Stufe 1: BS Treiber
  - ◆ Stufe 2: BS Erweiterungen
  - ◆ Stufe 3: Benutzerprogramme
  
- ◆ Speicherverwaltung kann nur in Stufe 0 konfiguriert werden
  
- Segmentselektoren enthalten Privilegierungsstufe
  - ◆ Stufe des Codesegments entscheidet über Zugriffserlaubnis
  
- Segmentselektoren werden als Indizes interpretiert
  - ◆ Tabellen von Segmentdeskriptoren
    - Globale Deskriptor Tabelle
    - Lokale Deskriptor Tabelle

## 4.2 Protected Mode Adressierung (2)

- Deskriptortabelle
  - ◆ enthält bis zu 8192 Segmentdeskriptoren
  - ◆ Inhalt des Segmentdeskriptors:
    - physikalische Basisadresse
    - Längenangabe
    - Granularität (Angaben für Bytes oder Seiten)
    - Präsenzbit
    - Privilegierungsstufe
  - ◆ globale Deskriptortabelle für alle Prozesse zugänglich (Register GDTR)
  - ◆ lokale Deskriptortabelle pro Prozess möglich (Register LDTR gehört zum Prozesskontext)

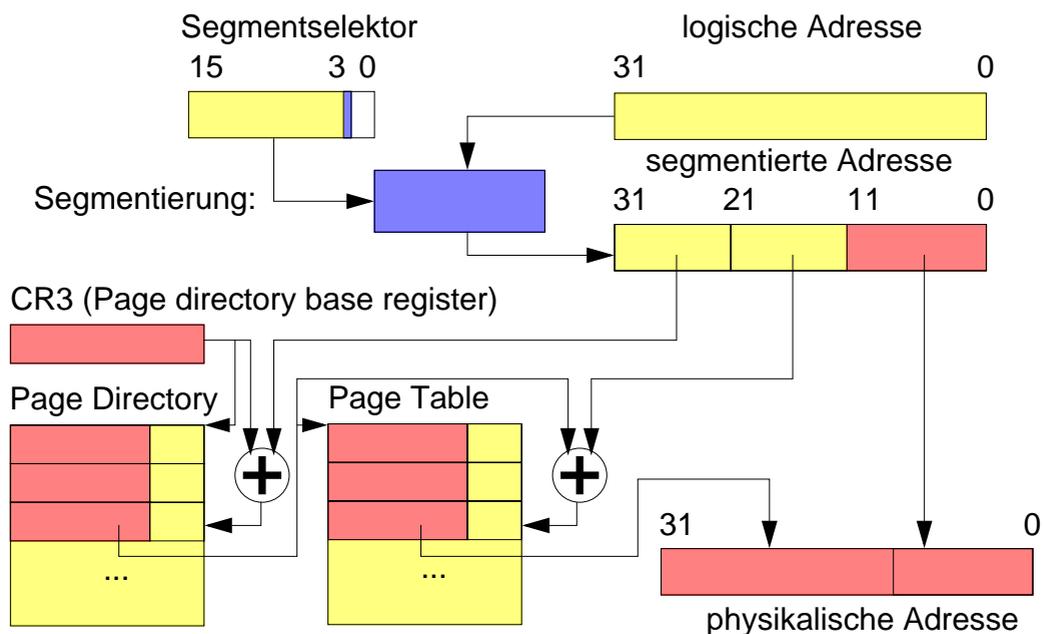
## 4.3 Adressberechnung bei Segmentierung

- Verwendung der Protected mode Adressierung



## 4.4 Adressberechnung bei Paging

- Seitenadressierung wird der Segmentierung nachgeschaltet

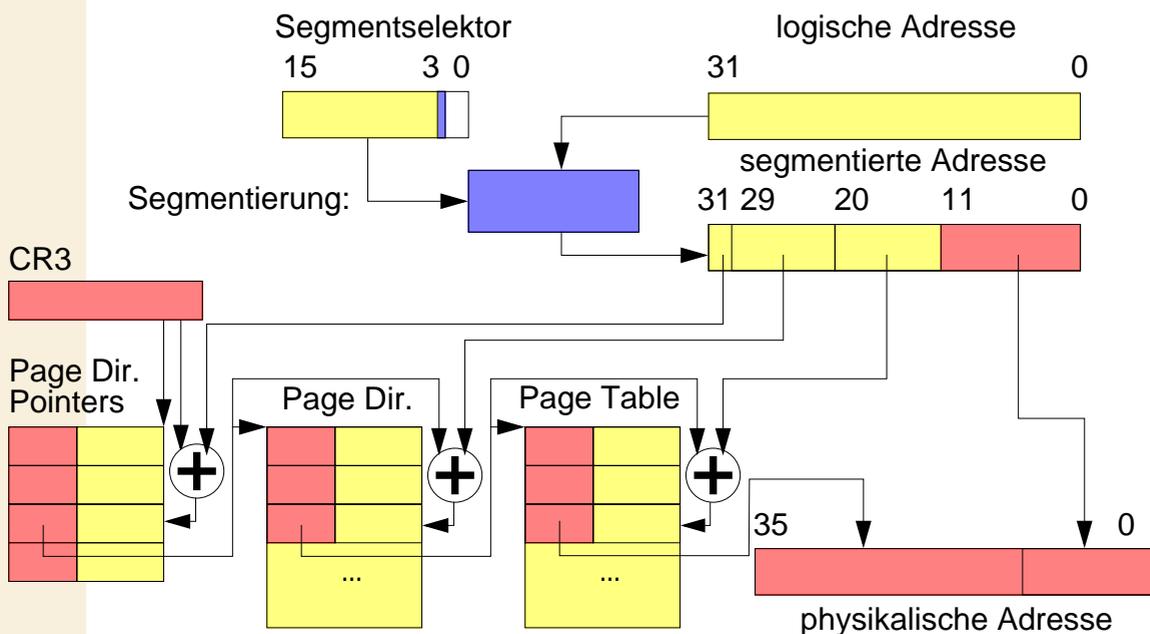


## 4.4 Adressberechnung bei Paging (2)

- Zweistufige Seitenadressierung
  - ◆ Directory — Page table
  - ◆ Seitengröße fest auf 4096 Bytes
- Inhalt des Seitendeskriptor
  - ◆ Kacheladresse
  - ◆ Dirty Bit: Seite wurde beschrieben
  - ◆ Access Bit: Seite wurde gelesen oder geschrieben
  - ◆ Schreibschutz: Seite nur lesbar
  - ◆ Präsenzbit: Seite ausgelagert (31 Bits für BS-Informationen nutzbar)
  - ◆ Kontrolle des Prozessorcaches
- Getrennte TLBs für Codesegment und Datensegmente
  - ◆ 64 Einträge für Datenseiten; 32 Einträge für Codeseiten

## 4.5 Physical-Address-Extension (PAE)

- Nachgeschaltete dreistufige Seitenadressierung



## 4.5 Physical-Address-Extension (PAE) (2)

- Ab Pentium Pro
  - ◆ vierelementige Tabelle von Page-Directory-Pointers
  - ◆ 24 statt 20 Bit breite physikalische Adressumsetzung für den Seitenanfang
  - ◆ 64 Bit statt 32 Bit breite Tabelleneinträge
  - ◆ spezieller Chipsatz erforderlich
- Adressierbarer Hauptspeicher von 64 GByte

## 5 Gemeinsamer Speicher (*Shared Memory*)

- Speicher, der mehreren Prozessen zur Verfügung steht
  - ◆ gemeinsame Segmente (gleiche Einträge in verschiedenen Segmenttabellen)
  - ◆ gemeinsame Seiten (gleiche Einträge in verschiedenen SKTs)
  - ◆ gemeinsame Seitenbereiche (gemeinsames Nutzen einer SKT bei mehrstufigen Tabellen)
- Gemeinsamer Speicher wird beispielsweise benutzt für
  - ◆ Kommunikation zwischen Prozessen
  - ◆ gemeinsame Befehlssegmente

## 5 Gemeinsamer Speicher (2)

### ■ Systemaufrufe unter Solaris 2.5

- ◆ Erzeugen bzw. Holen eines gemeinsamen Speichersegments

```
int shmget( key_t key, int size, int shmflg );
```

- ◆ Einblenden und Ausblenden des Segments in den Speicher

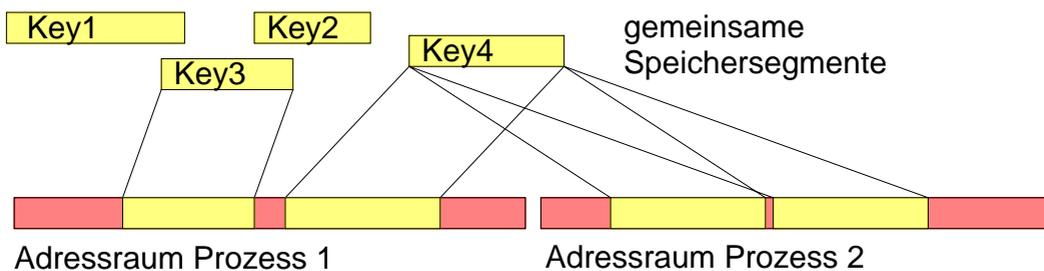
```
void *shmat( int shmid, void *shmaddr, int shmflg );  
int shmdt( void *shmaddr );
```

- ◆ Kontrolloperation

```
int shmctl( int shmid, int cmd, struct shmid_ds *buf );
```

## 5 Gemeinsamer Speicher (3)

### ■ Prinzip der `shm*` Operationen



```
id1= shmget( Key3, ...);  
shmat( id1, NULL, ...);  
id2= shmget( Key4, ...);  
shmat( id2, NULL, ...);
```

```
id1= shmget( Key4, ...);  
shmat( id1, NULL, ...);  
shmat( id1, NULL, ...);
```

## 5 Gemeinsamer Speicher (4)

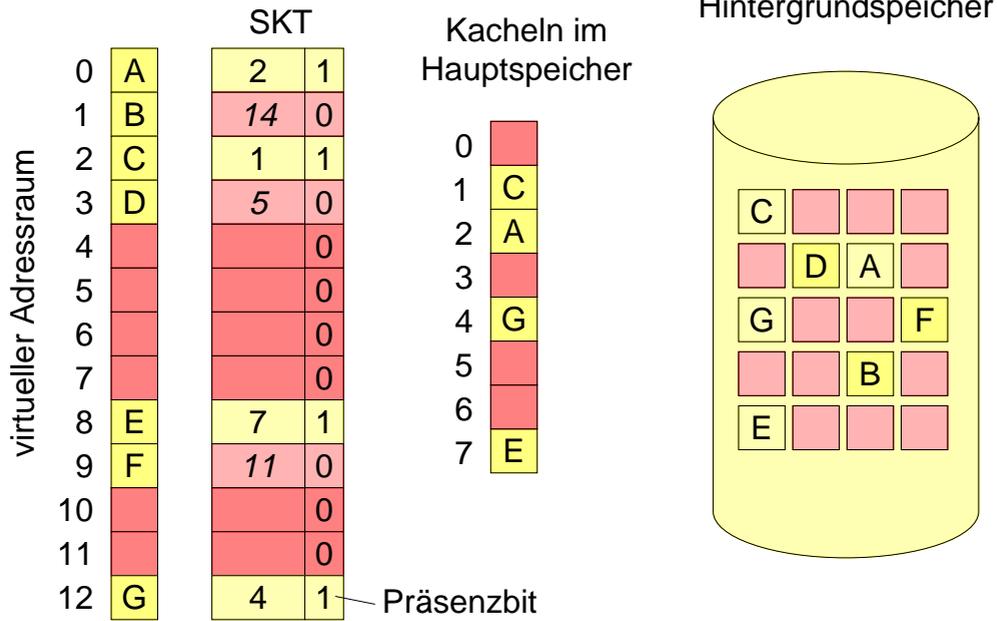
- Verwendung des Keys
  - ◆ Alle Prozesse, die auf ein Speichersegment zugreifen wollen, müssen den Key kennen
  - ◆ Keys sind eindeutig innerhalb eines (Betriebs-)Systems
  - ◆ Ist ein Key bereits vergeben, kann kein Segment mit gleichem Key erzeugt werden
  - ◆ Ist ein Key bekannt, kann auf das Segment zugegriffen werden
    - gesetzte Zugriffsberechtigungen werden allerdings beachtet
  - ◆ Es können Segmente ohne Key erzeugt werden (private Segmente)
- Keys werden benutzt für:
  - ◆ Queues
  - ◆ Semaphore
  - ◆ Shared memory segments

## 6 Virtueller Speicher

- 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 benötigter Speicherbereiche
  - ◆ Abfangen von Zugriffen auf nicht-eingeblendete Bereiche
  - ◆ Bereitstellen der benötigten Bereiche auf Anforderung
  - ◆ Auslagern nicht-benötigter Bereiche

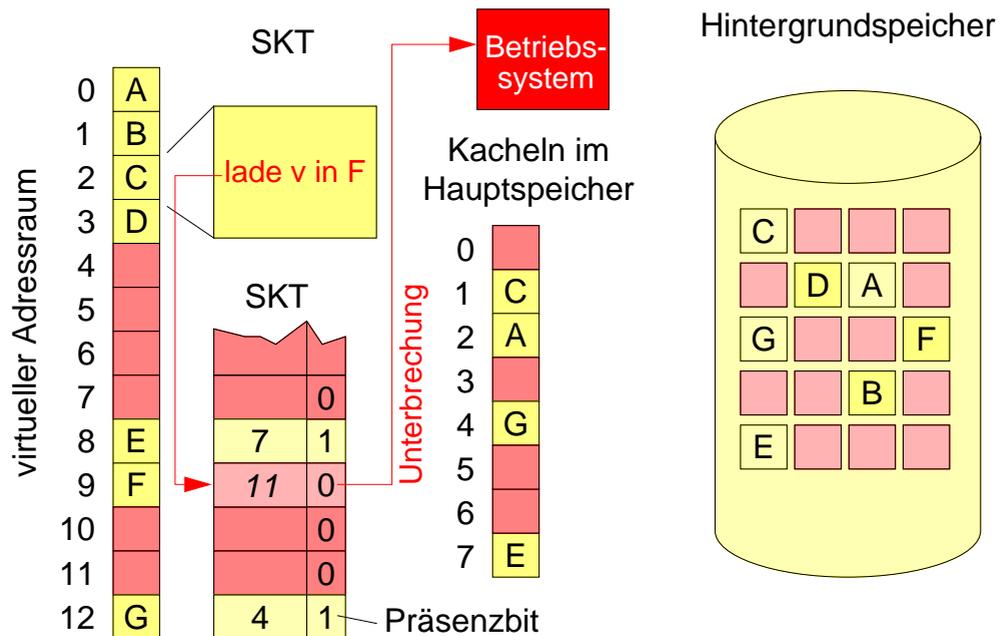
## 6.1 Demand Paging

### Bereitstellen von Seiten auf Anforderung



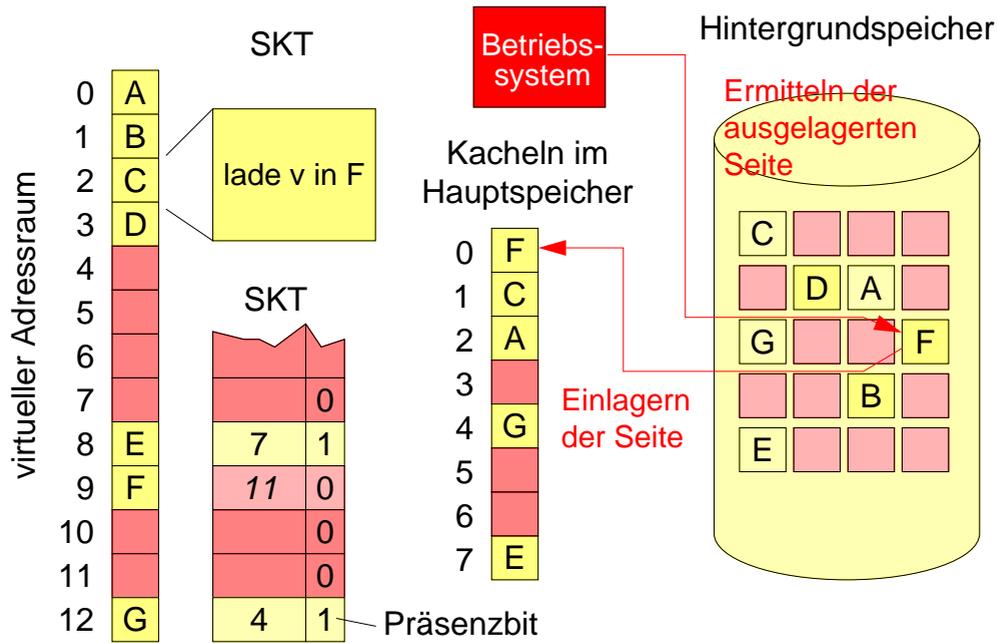
## 6.1 Demand Paging (2)

### Reaktion auf Seitenfehler



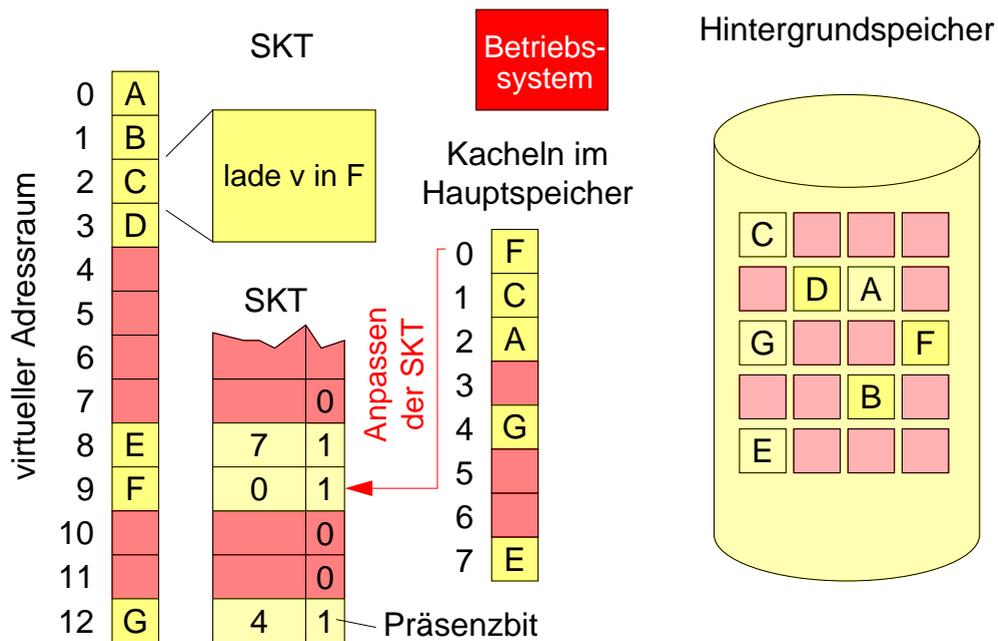
## 6.1 Demand Paging (3)

### Reaktion auf Seitenfehler



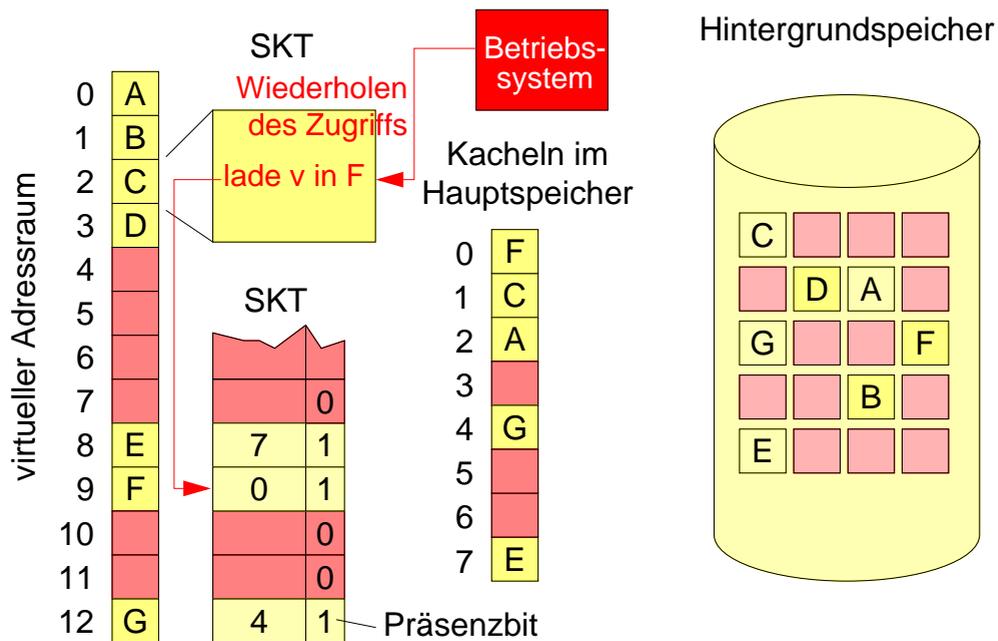
## 6.1 Demand Paging (4)

### Reaktion auf Seitenfehler



## 6.1 Demand Paging (5)

### ■ Reaktion auf Seitenfehler



## 6.1 Demand Paging (6)

### ▲ Performanz von Demand paging

#### ◆ Keine Seitenfehler

- effektive Zugriffszeit zw. 10 und 200 Nanosekunden

#### ◆ Mit Seitenfehler

- p sei Wahrscheinlichkeit für Seitenfehler; p nahe Null
- Annahme: Zeit zum Einlagern einer Seite vom Hintergrundspeicher gleich 25 Millisekunden (8 ms Latenz, 15 ms Positionierzeit, 1 ms Übertragungszeit)
- Annahme: normale Zugriffszeit 100 ns
- Effektive Zugriffszeit:

$$(1 - p) \times 100 + p \times 25000000 = 100 + 24999900 \times p$$

### ▲ Seitenfehler müssen so niedrig wie möglich gehalten werden

### ■ Abwandlung: Demand zero für nicht initialisierte Daten

## 6.2 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*): Unterbrechung
  - ◆ Auslagern einer Seite, falls keine freie Kachel verfügbar
  - ◆ Einlagern der benötigten Seite
  - ◆ Wiederholung des Zugriffs
  
- ▲ Problem
  - ◆ Welche Seite soll ausgewählt werden?

## 7 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 zugewiesenen Adressen
    - Reduktion der aufgezeichneten Sequenz auf Seitennummern
    - Zusammenfassung von unmittelbar hintereinanderstehenden Zugriffen auf die gleiche Seite
  - ◆ Beispiel für eine Referenzfolge: 1, 2, 3, 4, 1, 2, 5, 1, 2, 3, 4, 5

## 7.1 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											
	Kachel 2												
	Kachel 3												
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0											
	Kachel 2	>											
	Kachel 3	>											

## 7.1 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										
	Kachel 2		2										
	Kachel 3												
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1										
	Kachel 2	>	0										
	Kachel 3	>	>										

## 7.1 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									
	Kachel 2		2	2									
	Kachel 3			3									
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1	2									
	Kachel 2	>	0	1									
	Kachel 3	>	>	0									

## 7.1 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								
	Kachel 2		2	2	2								
	Kachel 3			3	3								
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1	2	0								
	Kachel 2	>	0	1	2								
	Kachel 3	>	>	0	1								

## 7.1 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							
	Kachel 2		2	2	2	1							
	Kachel 3			3	3	3							
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1	2	0	1							
	Kachel 2	>	0	1	2	0							
	Kachel 3	>	>	0	1	2							

## 7.1 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						
	Kachel 2		2	2	2	1	1						
	Kachel 3			3	3	3	2						
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2						
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1						
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0						

## 7.1 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					
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1					
	Kachel 3			3	3	3	2	2					
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0					
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2					
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1					

## 7.1 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				
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1	1				
	Kachel 3			3	3	3	2	2	2				
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0	1				
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2	3				
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1	2				

## 7.1 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			
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1	1	1			
	Kachel 3			3	3	3	2	2	2	2			
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0	1	2			
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2	3	4			
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1	2	3			

## 7.1 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		
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1	1	1	3		
	Kachel 3			3	3	3	2	2	2	2	2		
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0	1	2	3		
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2	3	4	0		
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1	2	3	4		

## 7.1 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	
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1	1	1	3	3	
	Kachel 3			3	3	3	2	2	2	2	2	4	
Kontrollzustände (Alter pro Kachel)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0	1	2	3	4	
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2	3	4	0	1	
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1	2	3	4	0	

## 7.1 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

## 7.1 First-In, First-Out (2)

- Größerer Hauptspeicher mit 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 (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

- FIFO Anomalie (Belady's Anomalie, 1969)

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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											
	Kachel 2												
	Kachel 3												
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	Kachel 1	4											
	Kachel 2	>											
	Kachel 3	>											

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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										
	Kachel 2		2										
	Kachel 3												
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	Kachel 1	4	3										
	Kachel 2	>	4										
	Kachel 3	>	>										

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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									
	Kachel 2		2	2									
	Kachel 3			3									
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	Kachel 1	4	3	2									
	Kachel 2	>	4	3									
	Kachel 3	>	>	7									

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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								
	Kachel 2		2	2	2								
	Kachel 3			3	4								
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	Kachel 1	4	3	2	1								
	Kachel 2	>	4	3	2								
	Kachel 3	>	>	7	7								

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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							
	Kachel 2		2	2	2	2							
	Kachel 3			3	4	4							
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	Kachel 1	4	3	2	1	3							
	Kachel 2	>	4	3	2	1							
	Kachel 3	>	>	7	7	6							

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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						
	Kachel 2		2	2	2	2	2						
	Kachel 3			3	4	4	4						
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	Kachel 1	4	3	2	1	3	2						
	Kachel 2	>	4	3	2	1	3						
	Kachel 3	>	>	7	7	6	5						

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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					
	Kachel 2		2	2	2	2	2	2					
	Kachel 3			3	4	4	4	5					
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	Kachel 1	4	3	2	1	3	2	1					
	Kachel 2	>	4	3	2	1	3	2					
	Kachel 3	>	>	7	7	6	5	5					

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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				
	Kachel 2		2	2	2	2	2	2	2				
	Kachel 3			3	4	4	4	5	5				
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	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				

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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			
	Kachel 2		2	2	2	2	2	2	2	2			
	Kachel 3			3	4	4	4	5	5	5			
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	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			

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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		
	Kachel 2		2	2	2	2	2	2	2	2	2		
	Kachel 3			3	4	4	4	5	5	5	5		
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	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		

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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	
	Kachel 2		2	2	2	2	2	2	2	2	2	2	
	Kachel 3			3	4	4	4	5	5	5	5	5	
Kontrollzustände (Vorwärts- abstand)	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	

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie

- Vorwärtsabstand
  - ◆ Zeitdauer bis zum nächsten Zugriff auf die entsprechende Seite
- Strategie  $B_0$  (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 (Vorwärts- abstand)	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	>

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie (2)

- Vergrößerung des Hauptspeichers (4 Kacheln): 6 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	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 (Vorwärts- abstand)	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	>

- ◆ keine Anomalie

## 7.2 Optimale Ersetzungsstrategie (3)

- Implementierung von  $B_0$  nahezu unmöglich
  - ◆ Referenzfolge müsste vorher bekannt sein
  - ◆  $B_0$  meist nur zum Vergleich von Strategien brauchbar
- Suche nach Strategien, die möglichst nahe an  $B_0$  kommen
  - ◆ z.B. *Least recently used* (LRU)

## 7.3 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											
	Kachel 2												
	Kachel 3												
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0											
	Kachel 2	>											
	Kachel 3	>											

## 7.3 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										
	Kachel 2		2										
	Kachel 3												
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1										
	Kachel 2	>	0										
	Kachel 3	>	>										

## 7.3 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									
	Kachel 2		2	2									
	Kachel 3			3									
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1	2									
	Kachel 2	>	0	1									
	Kachel 3	>	>	0									

## 7.3 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								
	Kachel 2		2	2	2								
	Kachel 3			3	3								
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1	2	0								
	Kachel 2	>	0	1	2								
	Kachel 3	>	>	0	1								

## 7.3 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							
	Kachel 2		2	2	2	1							
	Kachel 3			3	3	3							
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1	2	0	1							
	Kachel 2	>	0	1	2	0							
	Kachel 3	>	>	0	1	2							

## 7.3 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						
	Kachel 2		2	2	2	1	1						
	Kachel 3			3	3	3	2						
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2						
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1						
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0						

## 7.3 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					
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1					
	Kachel 3			3	3	3	2	2					
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0					
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2					
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1					

## 7.3 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				
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1	1				
	Kachel 3			3	3	3	2	2	2				
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0	1				
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2	0				
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1	2				

## 7.3 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			
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1	1	1			
	Kachel 3			3	3	3	2	2	2	2			
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0	1	2			
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2	0	1			
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1	2	0			

## 7.3 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		
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1	1	1	1		
	Kachel 3			3	3	3	2	2	2	2	2		
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0	1	2	0		
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2	0	1	2		
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1	2	0	1		

## 7.3 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	
	Kachel 2		2	2	2	1	1	1	1	1	1	4	
	Kachel 3			3	3	3	2	2	2	2	2	2	
Kontrollzustände (Rückwärts- abstand)	Kachel 1	0	1	2	0	1	2	0	1	2	0	1	
	Kachel 2	>	0	1	2	0	1	2	0	1	2	0	
	Kachel 3	>	>	0	1	2	0	1	2	0	1	2	

## 7.3 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

## 7.3 Least Recently Used (2)

- 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

## 7.3 Least Recently Used (3)

- Keine Anomalie
  - ◆ Allgemein gilt: Es gibt eine Klasse von Algorithmen (Stack-Algorithmen), bei denen keine Anomalie auftritt:
    - Bei Stack-Algorithmen ist bei  $n$  Kacheln zu jedem Zeitpunkt eine Untermenge der Seiten eingelagert, die bei  $n+1$  Kacheln zum gleichen Zeitpunkt eingelagert wären!
    - LRU: Es sind immer die letzten  $n$  benutzten Seiten eingelagert
    - $B_0$ : Es sind die  $n$  bereits benutzten Seiten eingelagert, die als nächstes zugegriffen werden
- ▲ Problem
  - ◆ Implementierung von LRU nicht ohne Hardwareunterstützung möglich
  - ◆ Es muss jeder Speicherzugriff berücksichtigt werden

## 7.3 Least Recently Used (4)

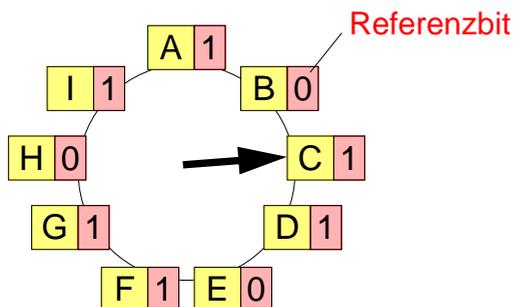
- Hardwareunterstützung durch Zähler
  - ◆ CPU besitzt einen Zähler, der bei jedem Speicherzugriff erhöht wird (inkrementiert wird)
  - ◆ bei jedem Zugriff wird der aktuelle Zählerwert in den jeweiligen Seitendeskriptor geschrieben
  - ◆ Auswahl der Seite mit dem kleinsten Zählerstand
- ▲ Aufwendige Implementierung
  - ◆ viele zusätzliche Speicherzugriffe

## 7.4 Second Chance (Clock)

- 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. Pentium: *Access bit*)
- Ziel: Annäherung von LRU
  - ◆ das Referenzbit wird zunächst auf 0 gesetzt
  - ◆ wird eine Opferseite gesucht, so werden die Kacheln reihum inspiziert
  - ◆ ist das Referenzbit 1, so wird es auf 0 gesetzt (zweite Chance)
  - ◆ ist das Referenzbit 0, so wird die Seite ersetzt

## 7.4 Second Chance (2)

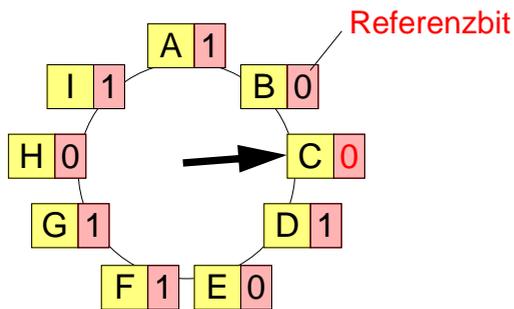
- Implementierung mit umlaufendem Zeiger (*Clock*)



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

## 7.4 Second Chance (2)

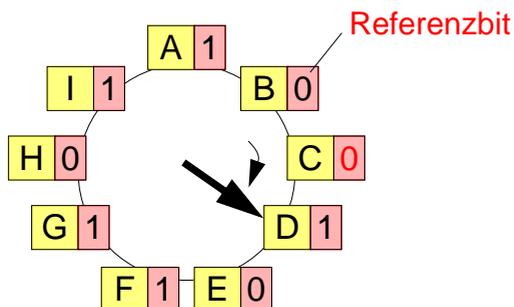
- Implementierung mit umlaufendem Zeiger (*Clock*)



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

## 7.4 Second Chance (2)

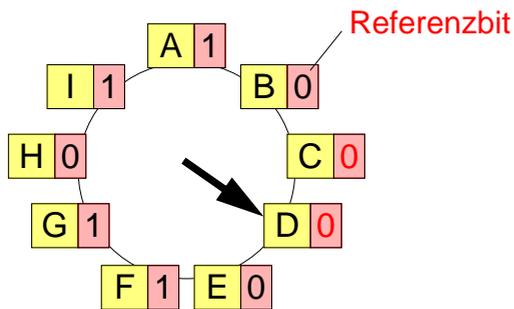
- Implementierung mit umlaufendem Zeiger (*Clock*)



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

## 7.4 Second Chance (2)

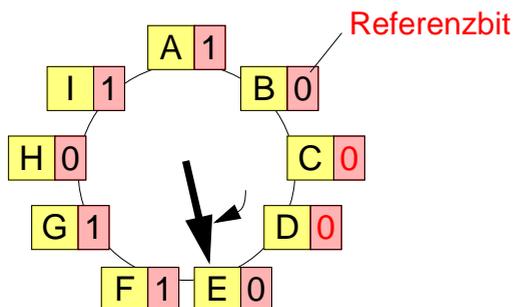
- Implementierung mit umlaufendem Zeiger (*Clock*)



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

## 7.4 Second Chance (2)

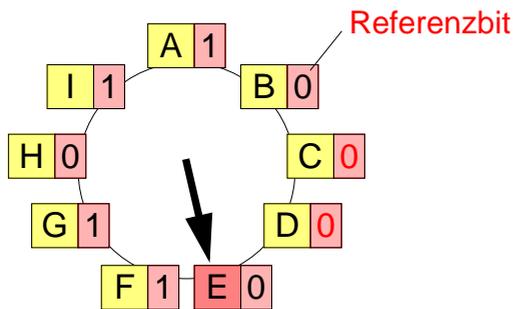
- Implementierung mit umlaufendem Zeiger (*Clock*)



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

## 7.4 Second Chance (2)

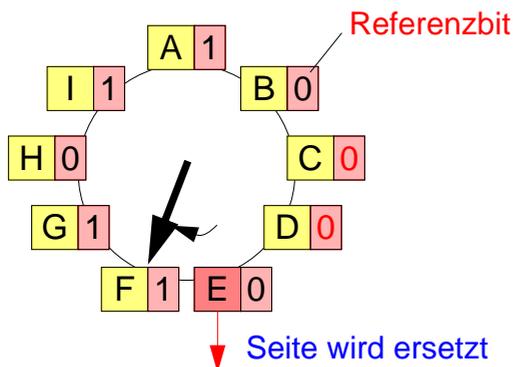
- Implementierung mit umlaufendem Zeiger (*Clock*)



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

## 7.4 Second Chance (2)

- Implementierung mit umlaufendem Zeiger (*Clock*)



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

## 7.4 Second Chance (3)

### ■ 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
Kontroll- zustände (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

## 7.4 Second Chance (4)

### ■ 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
Kontroll- zustände (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

## 7.4 Second Chance (5)

- Second chance zeigt FIFO Anomalie
  - ◆ Wenn alle Referenzbits gleich 1, wird nach FIFO entschieden
- 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)

## 7.5 Freiseitenpuffer

- 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 Freiseitpuffer ausgetragen und wieder dem entsprechenden Prozess zugeordnet.

## 7.6 Seitenanforderung

- ▲ Problem: Zuordnung der Kacheln zu mehreren Prozessen
- Begrenzungen
  - ◆ Maximale Seitenmenge: begrenzt durch Anzahl der Kacheln
  - ◆ Minimale Seitenmenge: 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 zugeweilte Kachelmenge ein

## 7.6 Seitenanforderung

- 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

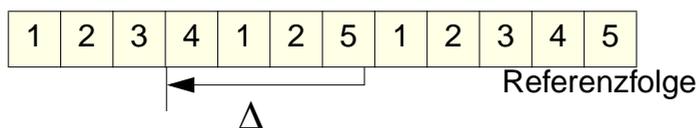


## 8.1 Deaktivieren von Prozessen (2)

- Sind zuviele Prozesse aktiv, werden welche deaktiviert
  - ◆ Kacheln teilen sich auf weniger Prozesse auf
  - ◆ Verbindung mit dem Scheduling nötig
    - Verhindern von Aushungerung
    - Erzielen kurzer Reaktionszeiten
  - ◆ guter Kandidat: Prozess mit wenigen Seiten im Hauptspeicher
    - geringe Latenz bei Wiedereinlagerung bzw. wenige Seitenfehler bei Aktivierung und Demand paging

## 8.2 Arbeitsmengenmodell

- Menge der Seiten, die ein Prozess wirklich braucht (*Working set*)
  - ◆ kann nur angenähert werden, da üblicherweise nicht vorhersehbar
- Annäherung durch Betrachten der letzten  $\Delta$  Seiten, die angesprochen wurden
  - ◆ geeignete Wahl von  $\Delta$ 
    - 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

## 8.2 Arbeitsmengenmodell (2)

- Beispiel: Arbeitsmengen bei verschiedenen  $\Delta$

Referenzfolge		1	2	3	4	1	2	5	1	2	3	4	5
$\Delta = 3$	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
$\Delta = 4$	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

## 8.2 Arbeitsmengenmodell (3)

- 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 laufend ist
  - ◆ Verwalten virtueller Uhren pro Prozess

## 8.3 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

## 8.3 Arbeitsmengenbestimmung mit Zeitgeber (2)

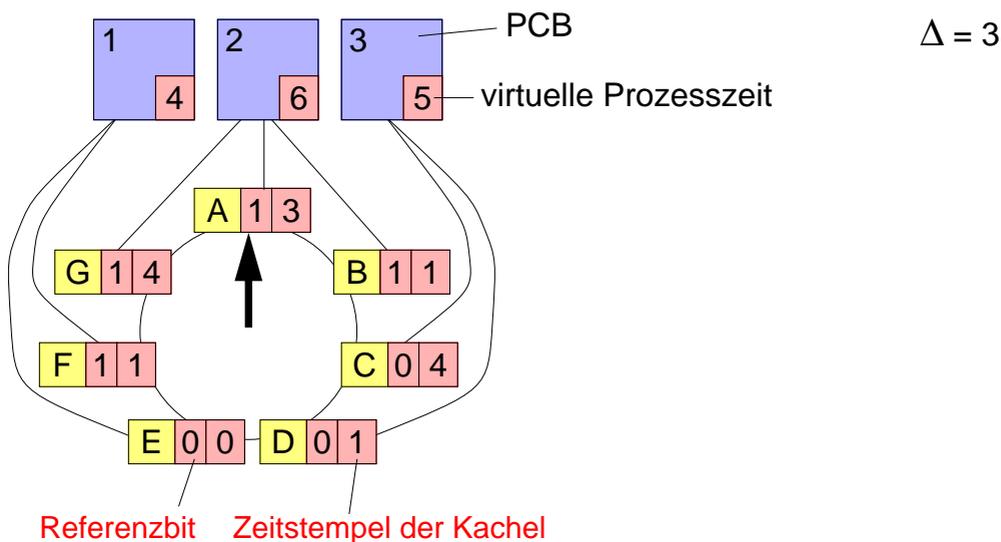
- ▲ Ungenau: System ist aber nicht empfindlich auf diese Ungenauigkeit
  - ◆ Verringerung der Zeitintervalle: höherer Aufwand, genauere Messung
- ▲ Ineffizient
  - ◆ große Menge von Seiten zu betrachten

## 8.4 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

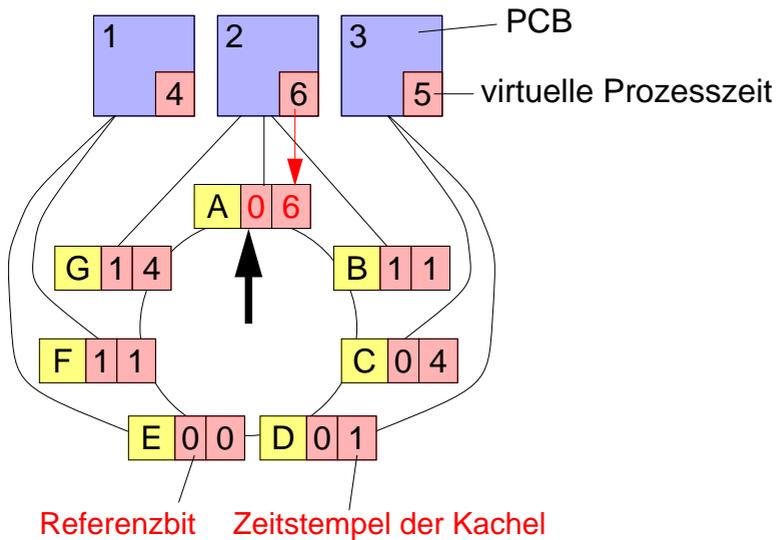
## 8.4 Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock (2)

- WSClock Algorithmus



## 8.4 Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock (2)

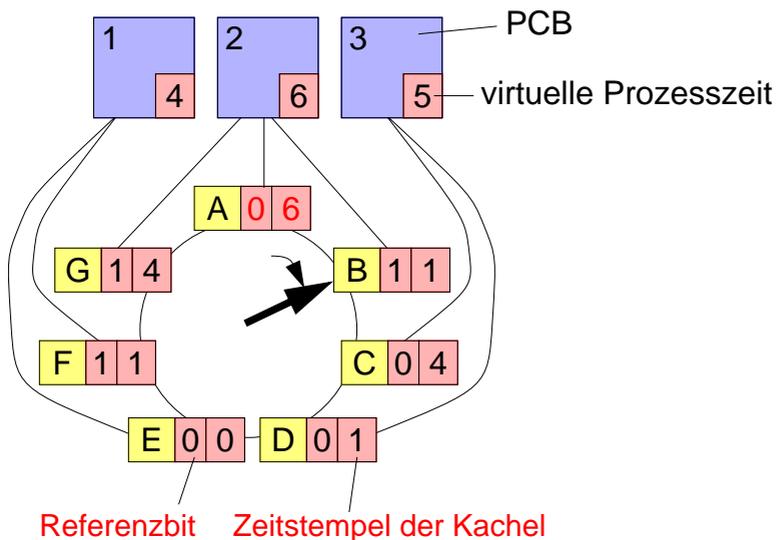
### ■ WSClock Algorithmus



$$\Delta = 3$$

## 8.4 Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock (2)

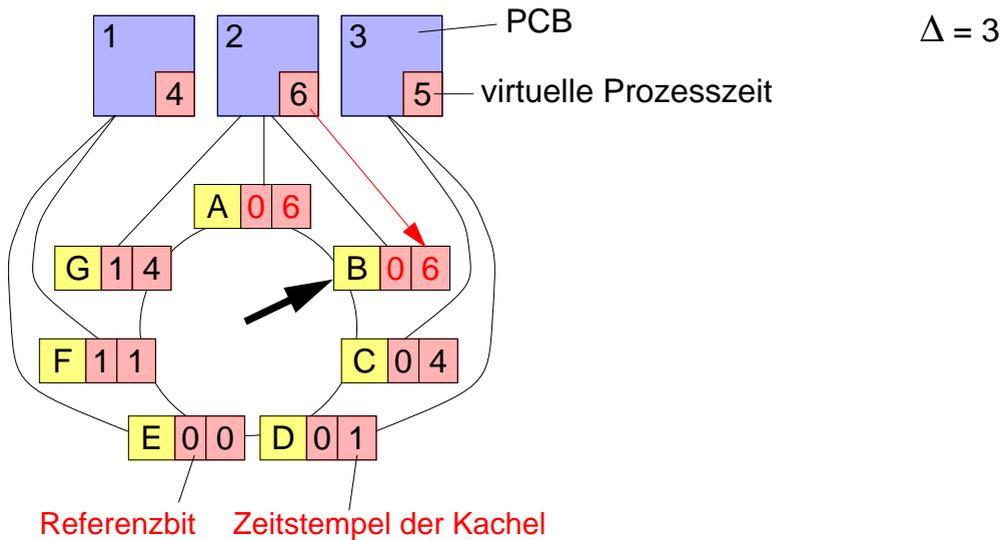
### ■ WSClock Algorithmus



$$\Delta = 3$$

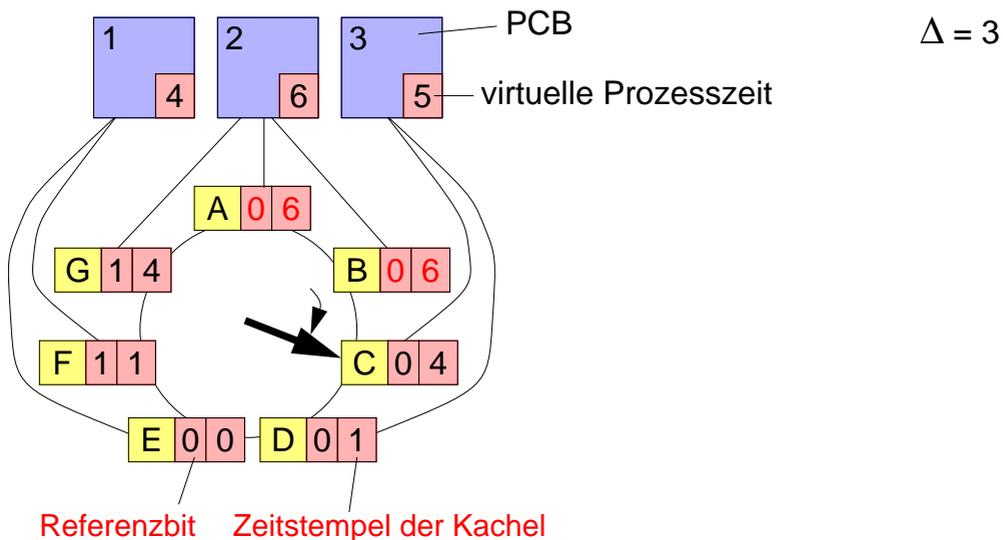
## 8.4 Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock (2)

### ■ WSClock Algorithmus



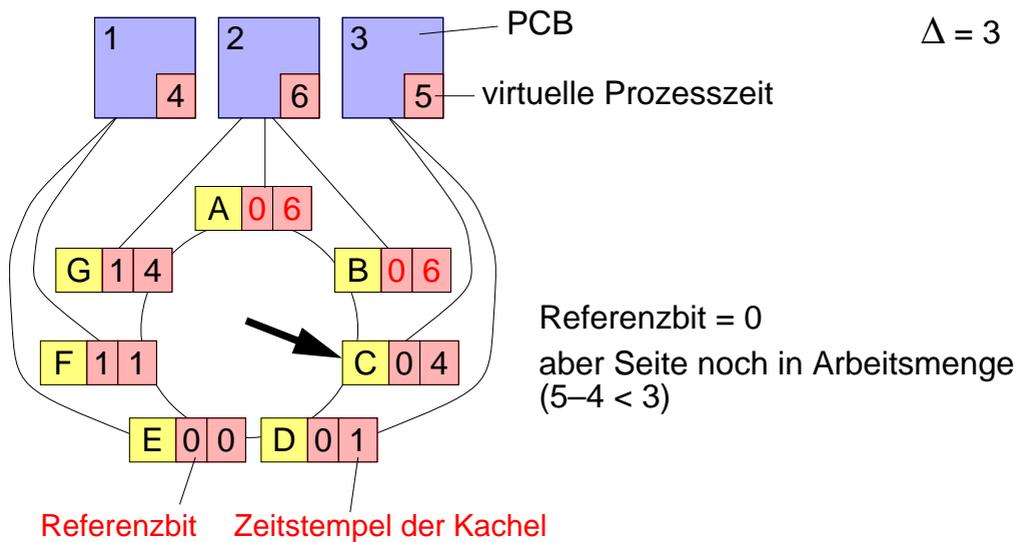
## 8.4 Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock (2)

### ■ WSClock Algorithmus



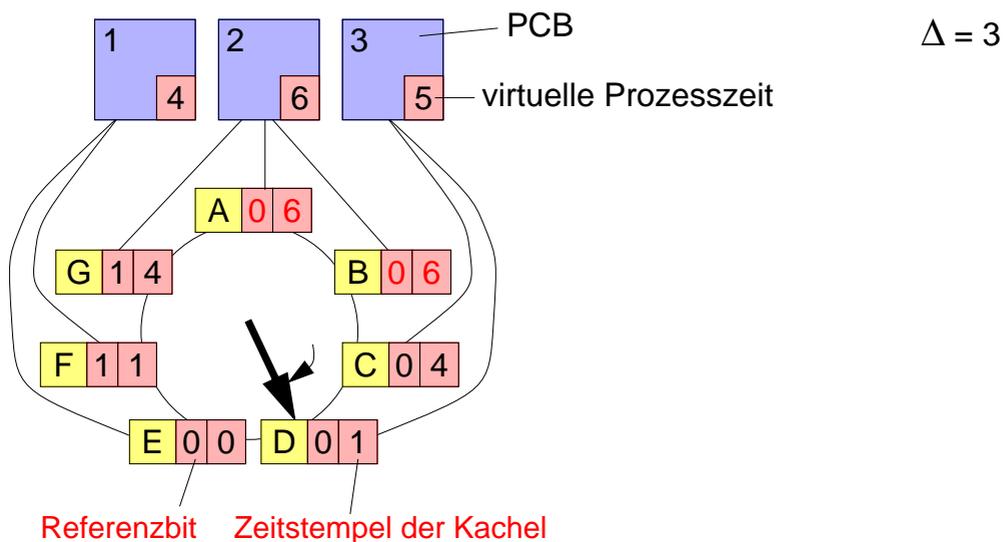
## 8.4 Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock (2)

### ■ WSClock Algorithmus



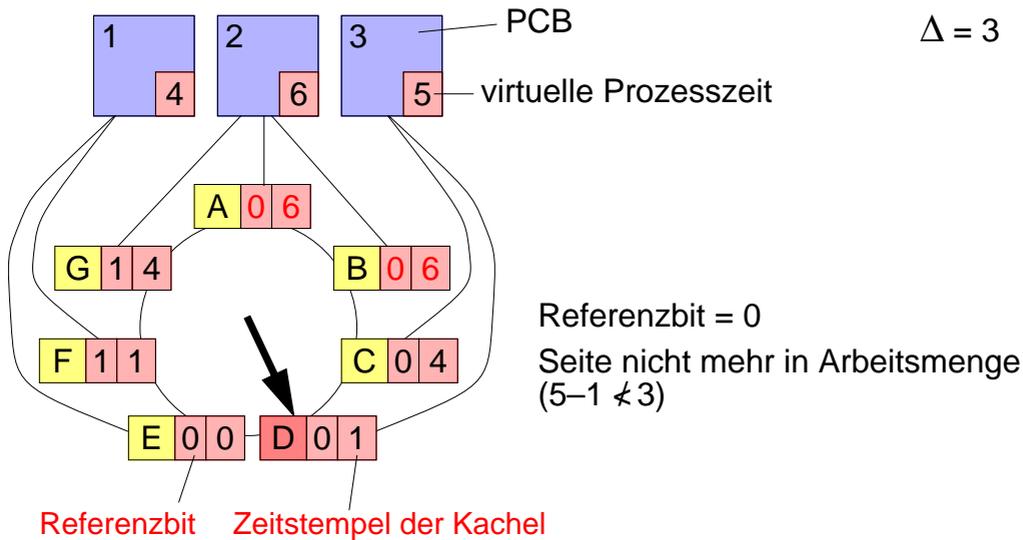
## 8.4 Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock (2)

### ■ WSClock Algorithmus



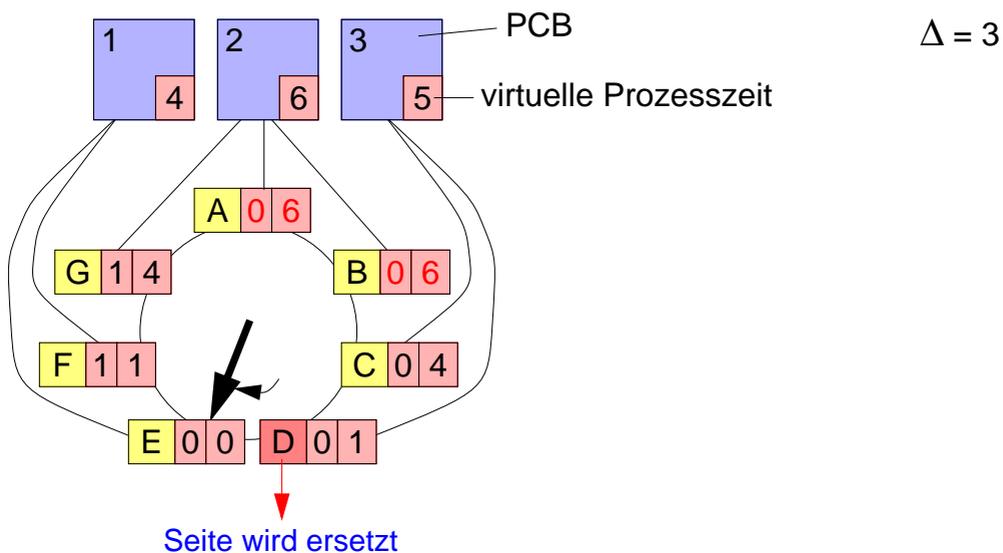
## 8.4 Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock (2)

### ■ WSClock Algorithmus



## 8.4 Arbeitsmengenbestimmung mit WSClock (2)

### ■ WSClock Algorithmus

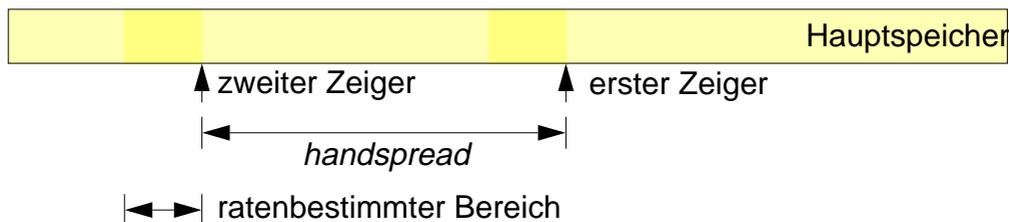


## 8.5 Probleme mit Arbeitsmengen

- ▲ Zuordnung zu einem Prozess nicht immer möglich
  - ◆ gemeinsam genutzte Seiten in modernen Betriebssystemen eher die Regel als die Ausnahme
    - Seiten des Codesegments
    - Shared libraries
    - Gemeinsame Seiten im Datensegment (*Shared memory*)
- ★ moderne System bestimmen meist eine globale Arbeitsmenge von Seiten

## 8.6 Ersetzungsstrategie bei Solaris

- Prozess *pageout* arbeitet Clock-Strategie ab
  - ◆ Prozess läuft mehrmals die Sekunde (4x)
  - ◆ adaptierbare Rate: untersuchte Seiten pro Sekunde
  - ◆ statt ein Zeiger: zwei Zeiger
    - am ersten Zeiger werden Referenzbits zurückgesetzt
    - am zweiten Zeiger werden Seiten mit gelöschtem Ref.-Bit ausgewählt
    - nötig, weil sonst Zeitspanne zwischen Löschen und Auswählen zu lang wird (großer Hauptspeicher; 64 MByte entsprechen 8.192 Seiten)
    - Zeigerabstand einstellbar (*handspread*)



## 8.6 Ersetzungsstrategie bei Solaris (2)

- ◆ ermittelte Seiten werden ausgelagert (falls nötig) und
- ◆ in eine Freiliste eingehängt
- ◆ aus der Freiliste werden Kacheln für Einlagerungen angefordert
- ◆ Seitenfehler können unbenutzte Seiten aus der Freiliste wieder zurückfordern (*Minor page faults*)

## 8.6 Ersetzungsstrategie bei Solaris (3)

- Verhalten von *pageout* orientiert sich an Größe der Freiliste (Menge des freien Speichers)

— Bereich von *freemem* —————>



Prozesse werden deaktiviert falls mehr als 5sec unter *minfree*

Deaktivierung falls mehr als 30sec unter *desfree*  
*pageout* wird explizit aufgeweckt

*pageout* läuft regelmäßig

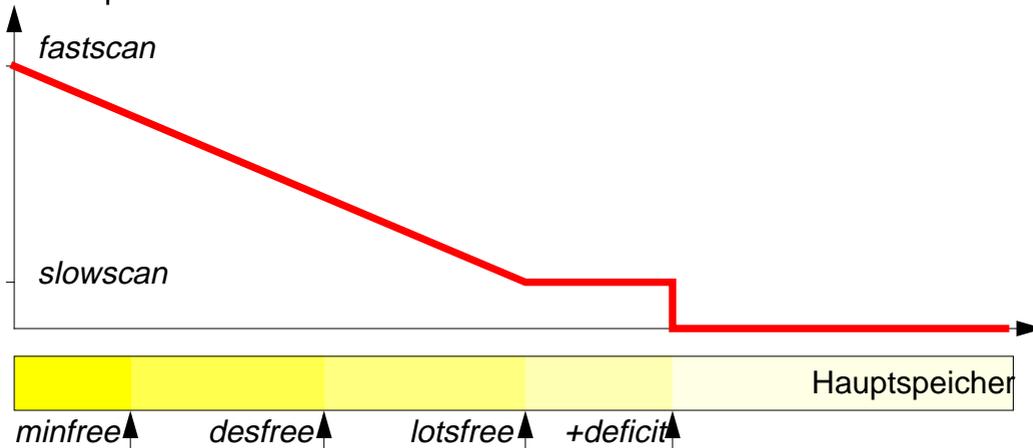
*pageout* läuft nicht

- ◆ *deficit* wird dynamisch ermittelt (0 bis *lotsfree*) und auf *lotsfree* addiert
  - entspricht Vorschau auf künftige große Speicheranforderungen

## 8.6 Ersetzungsstrategie bei Solaris (4)

- Seitenuntersuchungsrate des *pageout* Prozesses

Seiten pro Sekunde



- ◆ je weniger freier Speicher verfügbar ist, desto höher wird die Untersuchungsrate
- ◆ *slowscan* und *fastscan* sind einstellbar

Systemprogrammierung I

© 1997-2003, F. J. Hauck, W. Schröder-Preikschat, Inf 4, FAU Erlangen-Nürnberg[E-Memory.fm, 2003-12-12 18.33]  
Reproduktion jeder Art oder Verwendung dieser Unterlage, außer zu Lehrzwecken an der Universität Erlangen-Nürnberg, bedarf der Zustimmung des Autors.

E - 90

## 8.6 Ersetzungsstrategie bei Solaris (5)

- Weitere Parameter
  - ◆ *maxpgio*: maximale Transferrate bei Auslagerungen (vermeidet Plattensaturierung)
  - ◆ *autoup*: Zeitdauer des regelmäßigen Auslagerns alter Seiten durch den Prozess *flushd* (Default: alle 30 sec)
- Aktivieren und Deaktivieren (*Swap in*, *Swap out*)
  - ◆ Auswahl wird dem Scheduler überlassen
  - ◆ Deaktivierung wird lediglich von Speicherverwaltung angestoßen

Systemprogrammierung I

© 1997-2003, F. J. Hauck, W. Schröder-Preikschat, Inf 4, FAU Erlangen-Nürnberg[E-Memory.fm, 2003-12-12 18.33]  
Reproduktion jeder Art oder Verwendung dieser Unterlage, außer zu Lehrzwecken an der Universität Erlangen-Nürnberg, bedarf der Zustimmung des Autors.

E - 91

## 8.6 Ersetzungsstrategie bei Solaris (6)

- Typische Werte
  - ◆ *minfree*: 1/64 des Hauptspeichers (Solaris 2.2), 25 Seiten (Solaris 2.4)
  - ◆ *desfree*: 1/32 des Hauptspeichers (Solaris 2.2), 50 Seiten (Solaris 2.4)
  - ◆ *lotsfree*: 1/16 des Hauptspeichers (Solaris 2.2), 128 Seiten (Solaris 2.4)
  - ◆ *deficit*: 0 bis *lotsfree*
  - ◆ *fastscan*: min( 1/4 Hauptspeicher, 64 MByte ) pro Sekunde (Solaris 2.4)
  - ◆ *slowscan*: 800 kBytes pro Sekunde (Solaris 2.4)
  - ◆ *handspread*: wie *fastscan* (Solaris 2.4)

## 8.7 Ersetzungsstrategie bei Windows 2000

- Freiliste von freien Kacheln
- Arbeitsmenge pro Prozess
  - ◆ zunächst vorbestimmt
  - ◆ Anpassung der Arbeitsmenge durch Working-Set-Manager
  - ◆ Arbeitszyklus des Working-Set-Managers wird durch Speicherknappheit beschleunigt
  - ◆ Auslagerungsstrategie nach WSClock (nur Monoprozessorvariante) unter Berücksichtigung von Prozessklassen
  - ◆ prozessspezifische Konfiguration der Arbeitsmenge durch Anwender

## 9 Zusammenfassung

---

- Freispeicherverwaltung
  - ◆ Speicherrepräsentation, Zuteilungsverfahren
- Mehrprogrammbetrieb
  - ◆ Relokation, Ein- und Auslagerung
  - ◆ Segmentierung
  - ◆ Seitenadressierung, Seitenadressierung und Segmentierung, TLB
  - ◆ gemeinsamer Speicher
- Virtueller Speicher
  - ◆ Demand paging
  - ◆ Seiteneretzungsstrategien: FIFO, B<sub>0</sub>, LRU, 2nd chance (Clock)
- Seitenflattern
  - ◆ Super-Zustände, Arbeitsmengenmodell