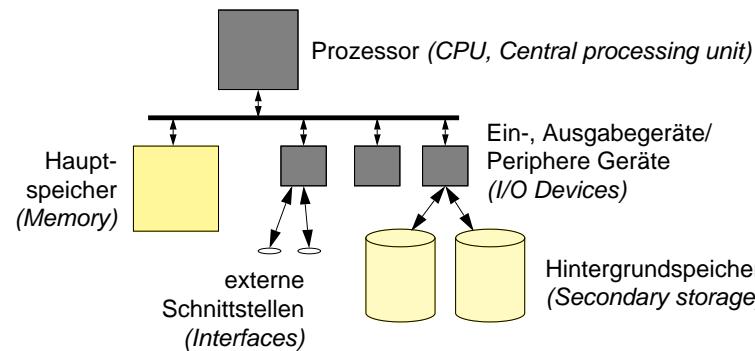


H Speicherverwaltung

■ Betriebsmittel Speicher



1 Problemstellung (2)

■ Belegung des verfügbaren Hauptspeichers durch

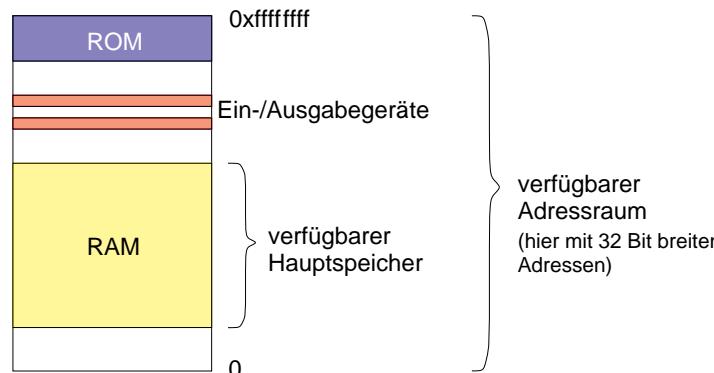
- ◆ Benutzerprogramme
 - Programmbefehle (Code, Binary)
 - Programmdaten
- ◆ Betriebssystem
 - Betriebssystemcode
 - Puffer
 - Systemvariablen

★ Zuteilung des Speichers nötig

H.1 Speichervergabe

1 Problemstellung

■ Verfügbarer Speicher



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

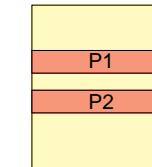
★ Dynamische Speicherzuteilung einsetzen

3 Dynamische Speicherzuteilung

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

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



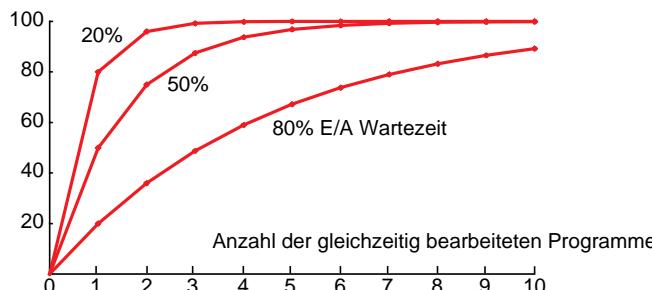
zwei Prozesse und deren Codesegmente im Speicher

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

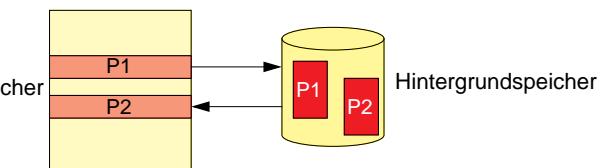
H.2 Mehrprogrammbetrieb

1 Problemstellung

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

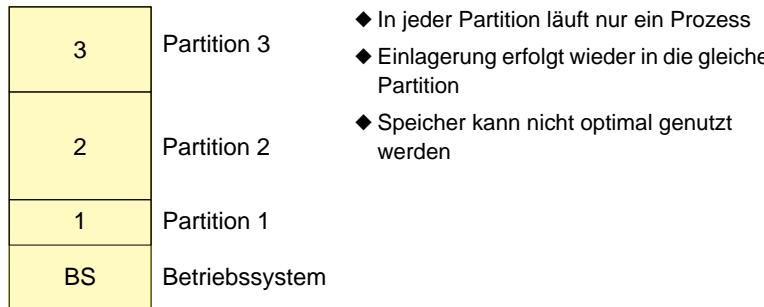


- ▲ Aus-, Einlagerzeit ist hoch
 - ◆ Latenzzeit der Festplatte
 - ◆ Übertragungszeit



2 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

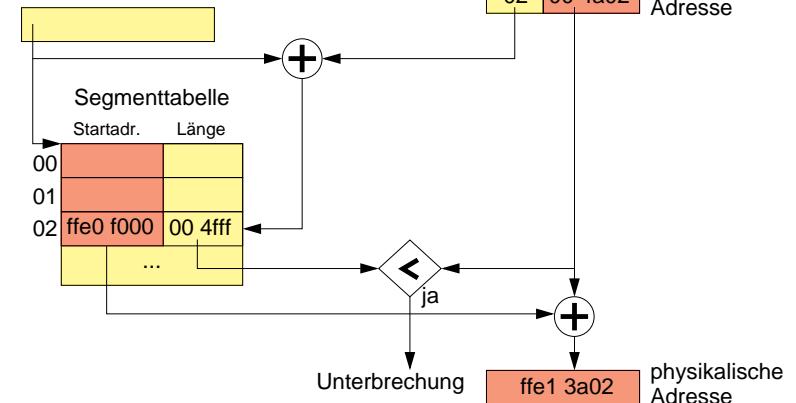


H.9

3 Segmentierung (2)

- Realisierung mit Übersetzungstabelle

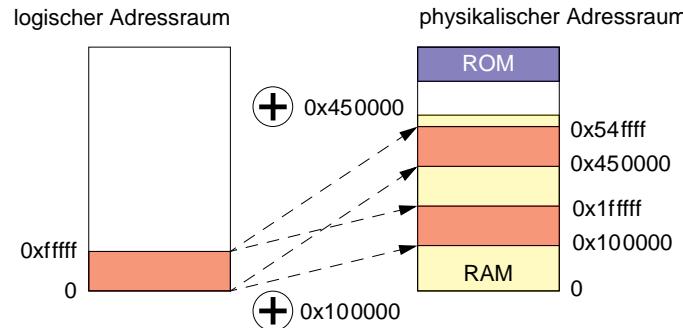
Segmenttabellen-
basisregister



H.11

3 Segmentierung

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



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

- Hardware wird MMU (*Memory management unit*) genannt

H.10

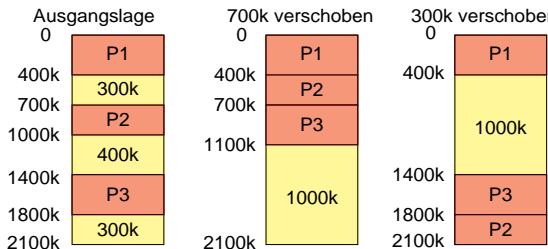
3 Segmentierung (3)

- Schutz vor Segmentübertretung
 - ◆ Unterbrechung zeigt Speicherverletzung an
 - ◆ Programme und Betriebssystem voreinander geschützt
- Zugriffsschutz einfach integrierbar
 - ◆ z.B. Rechte zum Lesen, Schreiben und Ausführen von Befehlen, die von der MMU geprüft werden
- 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*)

H.12

3 Segmentierung (4)

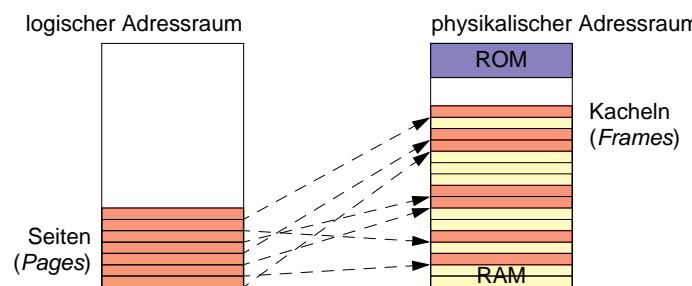
- ▲ Fragmentierung des Speichers durch häufiges Ein- und Auslagern
 - ◆ es entstehen kleine, nicht nutzbare Lücken
- ★ Kompaktifizieren
 - ◆ Segmente werden verschoben, um Lücken zu schließen; Segmenttabelle wird jeweils angepasst
 - ◆ Erzeugen von weniger aber größeren Lücken → Verringern des Verschnitts
 - ◆ aufwändige Operation, abhängig von der Größe der verschobenen Segmente



H.13

H.3 Seitenadressierung (Paging)

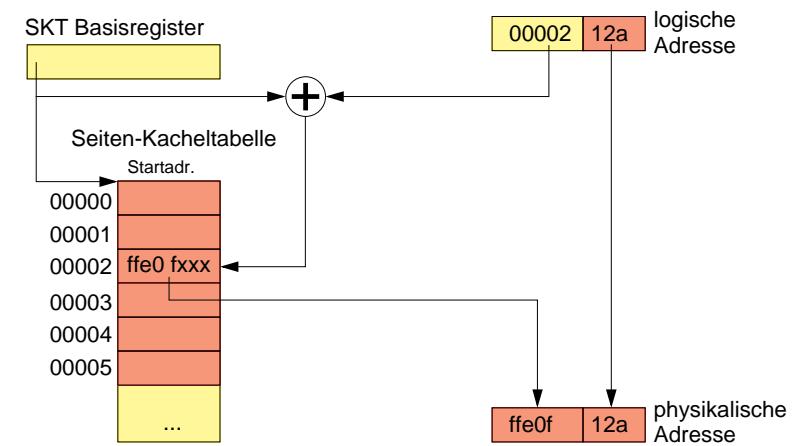
- Einteilung des logischen Adressraums in gleich große Seiten, die an beliebigen Stellen im physikalischen Adressraum liegen können
 - ◆ Lösung des Fragmentierungsproblems
 - ◆ keine Kompaktifizierung mehr nötig
 - ◆ Vereinfacht Speicherbelegung und Ein-, Auslagerungen



H.14

1 MMU mit Seiten-Kacheltabelle

- Tabelle setzt Seiten in Kacheln um

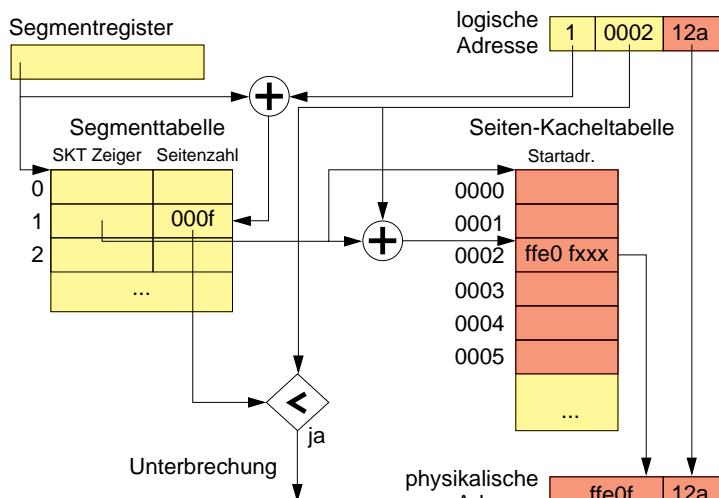


H.15

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

2 Segmentierung und Seitenadressierung

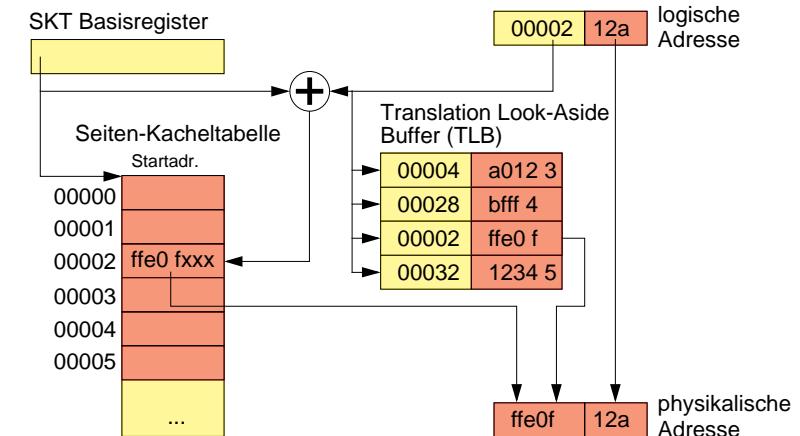


H.3 Seitenadressierung (Paging)

H.17

5 Translation Look-Aside Buffer

- Schneller Registersatz wird konsultiert bevor auf die SKT zugegriffen wird



Systemprogrammierung (Lehramt)

© Jürgen Kleinöder • Universität Erlangen-Nürnberg • Informatik 4, 2006

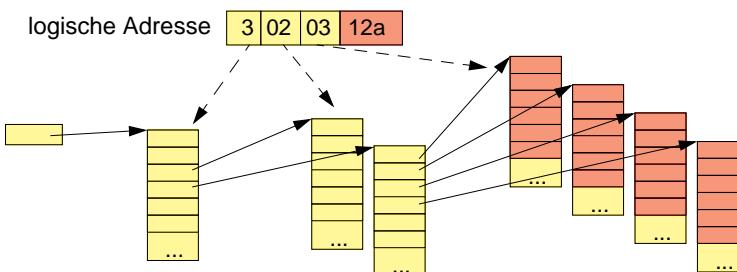
H-Speicher.fm 2004-07-13 10.55

H.19

3 Segmentierung und Seitenadressierung (2)

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

4 Mehrstufige Seitenadressierung



H.3 Seitenadressierung (Paging)

H.18

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 Taktaten zur Zeit nicht möglich

Systemprogrammierung (Lehramt)

© Jürgen Kleinöder • Universität Erlangen-Nürnberg • Informatik 4, 2006

H-Speicher.fm 2004-07-13 10.55

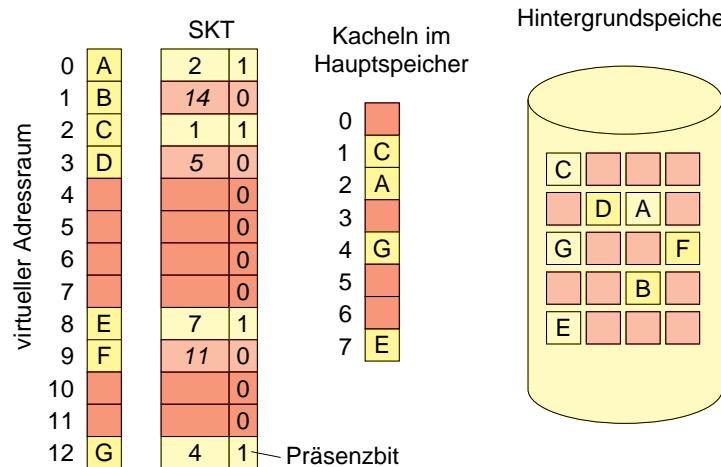
H.20

H.4 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

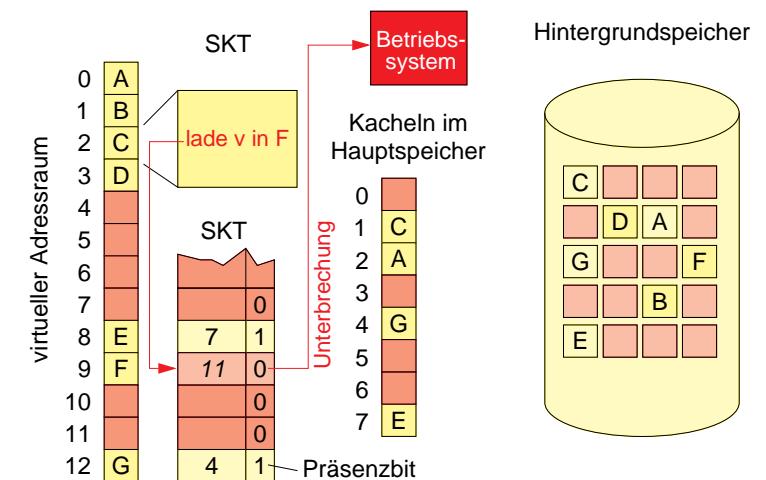
1 Demand Paging

- Bereitstellen von Seiten auf Anforderung



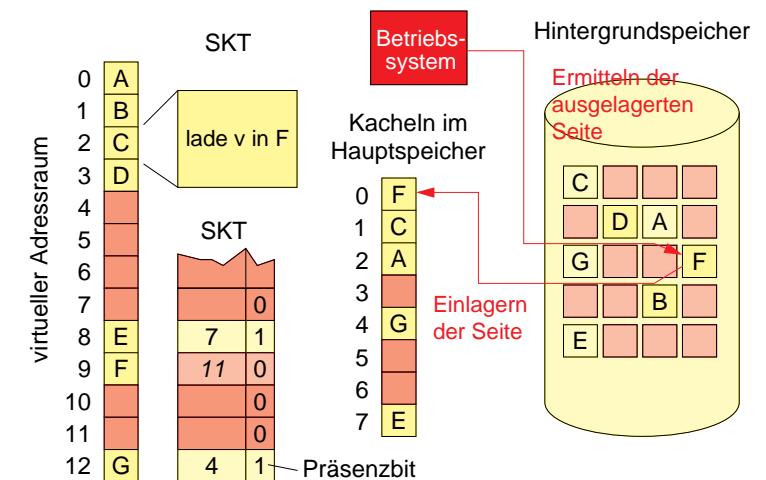
1 Demand Paging (2)

- Reaktion auf Seitenfehler



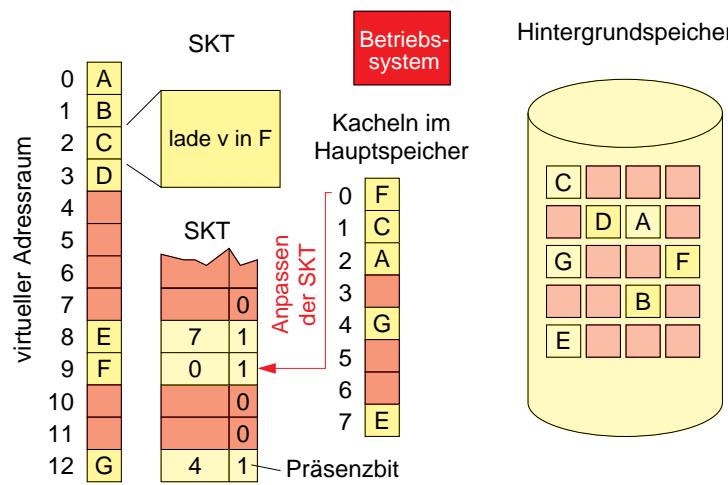
1 Demand Paging (3)

- Reaktion auf Seitenfehler



1 Demand Paging (4)

■ Reaktion auf Seitenfehler



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:

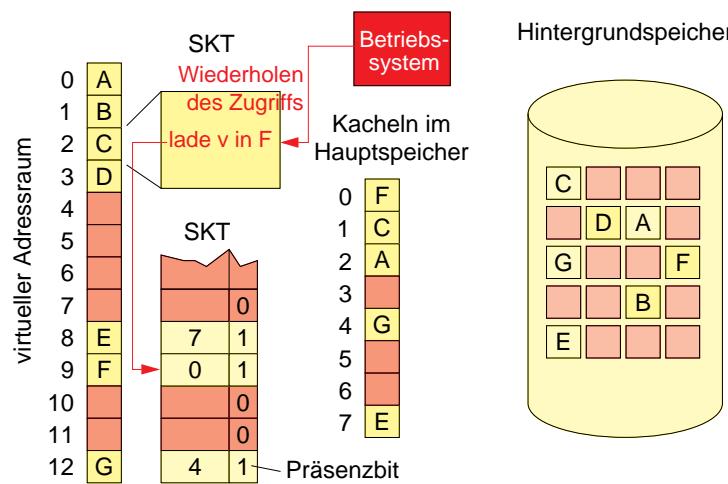
- ◆ Seitenfehler (*Page fault*): Unterbrechung
- ◆ Auslagern einer Seite, falls keine freie Kachel verfügbar
- ◆ Einlagern der benötigten Seite
- ◆ Wiederholung des Zugriffs

▲ Problem

- ◆ Welche Seite soll ausgewählt werden?

1 Demand Paging (5)

■ Reaktion auf Seitenfehler



H.5 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
 - 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

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	4	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

3 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	>

2 First-In, First-Out

- 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	5	5	5	5	4	4	
	Kachel 2		2	2	2	2	2	1	1	1	1	5	
	Kachel 3			3	3	3	3	3	3	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)

3 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	1	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	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	6	5	4	3	2	1	>	>	>
	Kachel 4	>	>	>	7	6	5	5	4	3	2	1	>

★ keine Anomalie

3 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)

4 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

4 Least Recently Used (LRU)

- Rückwärtsabstand
 - ◆ Zeitdauer, seit dem letzten Zugriff auf die Seite
- LRU Strategie (10 Einlagerungen)
 - ◆ „Ersetze die Seite mit dem größten Rückwärtsabstand !“

4 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 Untergruppe 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

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
	Kachel 4				0	1	2	0	1	2	0	1	2
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

4 Least Recently Used (4)

- ▲ Implementierung von LRU nicht ohne Hardwareunterstützung möglich
 - ◆ 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

- ▲ Es muss jeder Speicherzugriff berücksichtigt werden
 - viele zusätzliche Speicherzugriffe

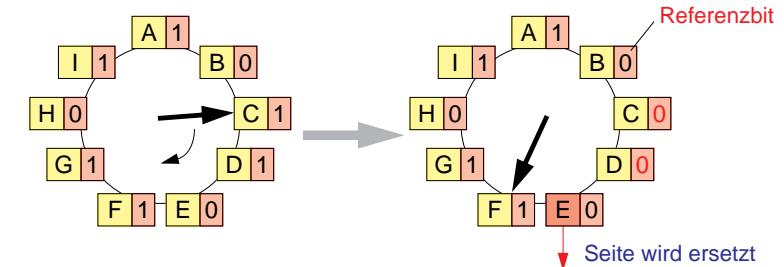
5 Second Chance (Clock)

- 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

5 Second Chance (2)

- Implementierung mit umlaufendem Zeiger (Clock)



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

5 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

5 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	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	1	0
	Kachel 3	0	0	1	1	1	1	0	0	1	1	1	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

6 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 Freiseitenpuffer ausgetragen und wieder dem entsprechenden Prozess zugeordnet.

5 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)

6 Seitenflattern (Thrashing)

- ▲ Ausgelagerte Seite wird gleich wieder angesprochen
 - ◆ Prozess verbringt mehr Zeit mit dem Warten auf das Beheben von Seitenfehler als mit der eigentlichen Ausführung
- Ursachen
 - ◆ Prozess benötigt zu viele Seiten
 - ◆ zu viele Prozesse gleichzeitig im System
 - ◆ schlechte Ersetzungsstrategie
- ★ Prozess-lokale Seitenanforderung behebt Thrashing zwischen Prozessen
- ★ Zuteilung einer genügend großen Zahl von Kacheln behebt Thrashing innerhalb der Prozessseiten
 - ◆ Begrenzung der Prozessanzahl