Universität Bielefeld
Technische Fakultät

R|V|S
Rechnernetze und Verteilte Systeme

Speicherverwaltung

Technische Informatik II
Wintersemester 2002/03

Heiko Holtkamp
Heiko@rvs.uni-bielefeld.de

Speicherverwaltung

- Speicher ist eine wichtige Ressource, die sorgfältig verwaltet werden muss.
- In der Vorlesung soll untersucht werden, wie Betriebssysteme ihren Speicher verwalten.

Speicherverwaltung

- Jeder Programmierer hätte am liebsten einen unendlich großen, unendlich schnellen Speicher, der auch noch nicht flüchtig ist (und am besten ist er auch noch billig).
- Leider funktioniert realer Speicher nicht so!
- Die meisten Computer haben deshalb eine **Speicherhierarchie**.

Speicherhierarchie

Typische Zugriffszeit*		Typische Kapazität*
	CPU	
1 ns	Register	< 1 KByte
2 ns	Cache	1 MByte
10 ns	Hauptspeicher	64-512 MB
10 ms	Magnetspeicher	5-80 GB
100 s	Magnetband etc.	20-100 GB

* Sehr grobe Schätzungen

Speicherverwaltung

- Der Teil des Betriebssystems, der die Speicherhierarchie verwaltet, heißt **Speicherverwaltung**.
- Er verfolgt, welche Speicherbereiche gerade benutzt werden und welche nicht, teilt Prozessen Speicher zu, wenn sie ihn benötigen und gibt ihn nachher wieder frei.
- Außerdem verwaltet er die Auslagerung von Speicher auf die Festplatte (swapping), wenn der Hauptspeicher zu klein wird.

Address Translation

- Die Adressen, die die CPU benutzt sind nicht identisch mit den Adressen, die der (physische) Speicher benutzt.
- Die Adressen müssen übersetzt werden -> **Address Translation**.
- Diese Funktion u.a. heißt **Memory Management.**

Bit, Byte, Word

- 1 Byte = 8 Bit (genügend, um ein Zeichen in ASCII* darzustellen).
- 1 Word =
  - 1 Byte („8-Bit-Maschine“), oder
  - 2 Byte („16-Bit-Maschine“), oder
  - 4 Byte („32-Bit-Maschine“), oder
  - 8 Byte („64-Bit-Maschine“).

* American Standard Code for Information Interchange

Adressraum (Adress Space)

- Prinzip: Die möglichen Adressen sind 1 Word groß.
- 1 Word = 8 Bit, wir haben eine „8-Bit-Maschine“
- 1 Word = 2 Bytes = 16 Bit, wir haben eine „16-Bit-Maschine“
- ... 4 Bytes... 32 Bit... „32-Bit“
- ... 8 Bytes... 64 Bit... „64-Bit“

Arithmetik

- Beispiel: exp(2,5) = 2 • 2 • 2 • 2 • 2 = 32
- Beispiel: exp(5,2) = 5 • 5
- Potenzgesetze:
  - $a^x a^y = a^{x+y}$
  - $(a^x)^y = a^{xy}$
  - $(ab)^x = a^x b^x$
  - $(a/b)^x = a^x / b^x$
  - $a^{-x} = 1/a^x$

Aufpassen!

- 1 KB = 1 Kilobyte = 1024 Bytes
- Aber: 1 Kb = 1 Kilobit
- Exp(1K,2) = exp(1024,2) = 1M
- 1M•1K = 1G

Adressraum

- 8-Bit-Maschine: exp(2,8) = 256 Bit
- 16-Bit: exp(2,16) = exp(2,6) • exp(2,10) = 64K
- 32-Bit: exp(2,32) = exp(2,2) • exp(2,30) =
  4 • exp(exp(2,10),3) = 4 • exp(1K,3) = 4G
- 64-Bit: exp(2,64) = exp(4G,2) = enorm groß!

Adressraum

- 8-Bit-Maschine: klein
- 16-Bit-Maschine: kleiner als ein Chip (DRAM)
- 32-Bit-Maschine: noch relativ teuer und nimmt Platz
- 64-Bit-Maschine: derzeit noch (fast) unbezahlbar

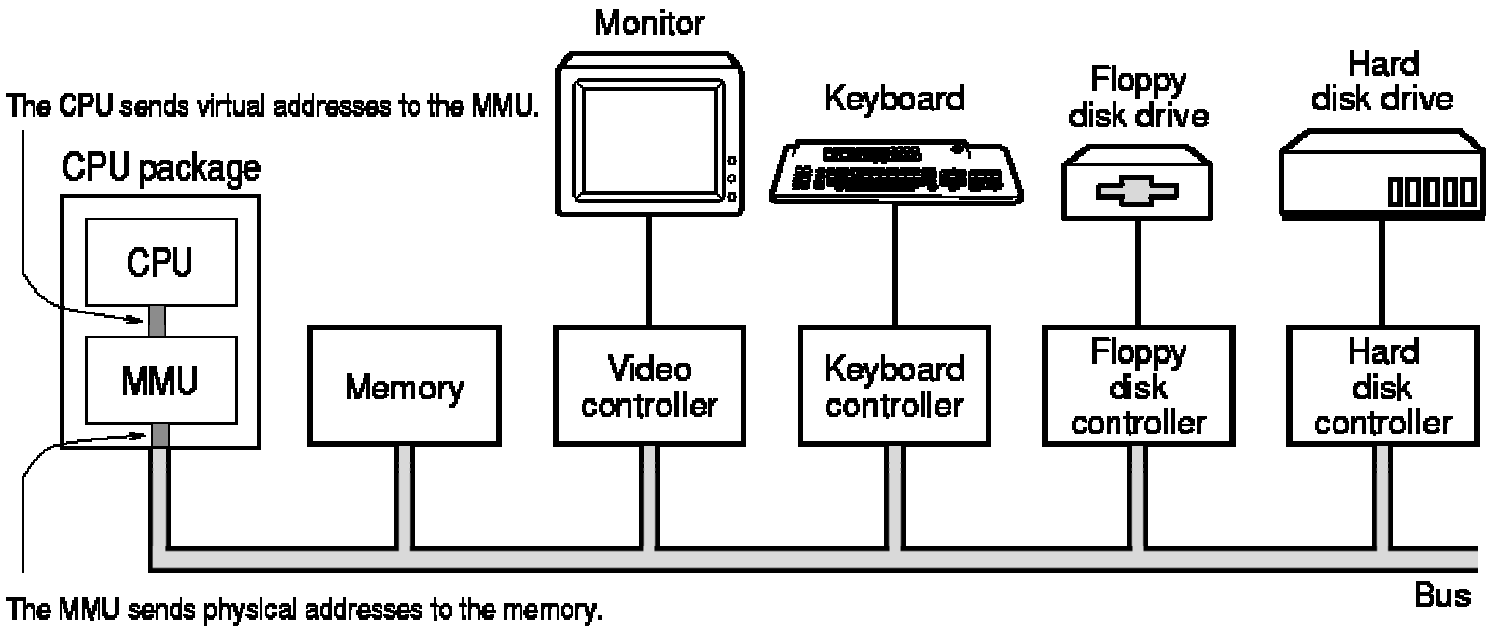
Adressraum

- 32-Bit und 64-Bit Maschinen haben (oft) mehr Adressraum als **Physischen Speicher** (**Physical Memory**)
- Dieser Adressraum heißt **Virtual Memory (Virtueller Speicher)**
- Es gibt (oft) viel mehr VM als PM

Aufteilung des VM

- Ein Teil des VM liegt im PM
- Der andere Teil liegt auf der Festplatte
- Der VM wird in **Pages** (**Seiten**) aufgeteilt
- Eine Seite ist 512B oder 1KB oder 4KB oder ... groß
- Nehmen wir im weiteren an, eine Seite ist 4KB groß

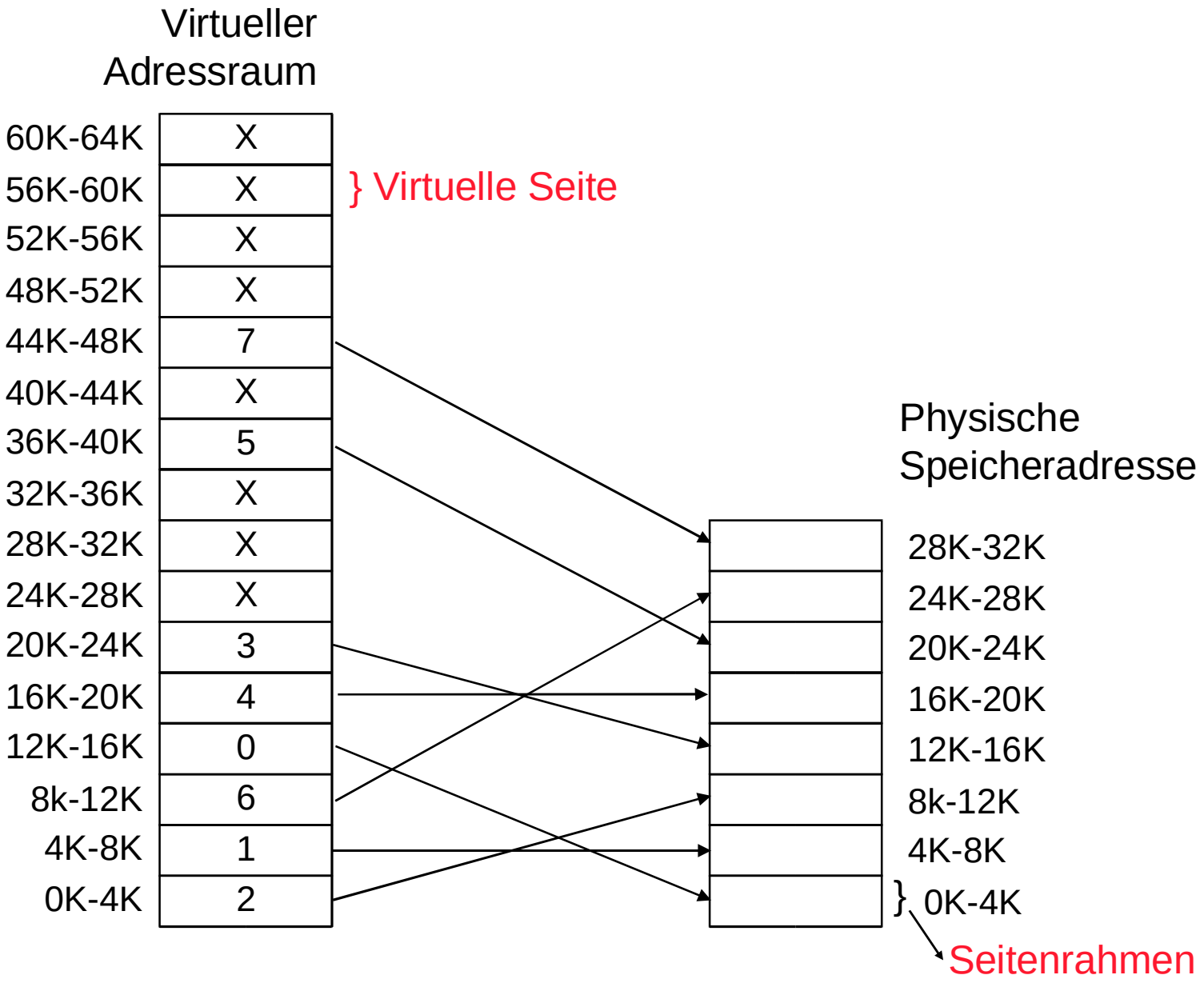
Memory Management Unit (MMU)



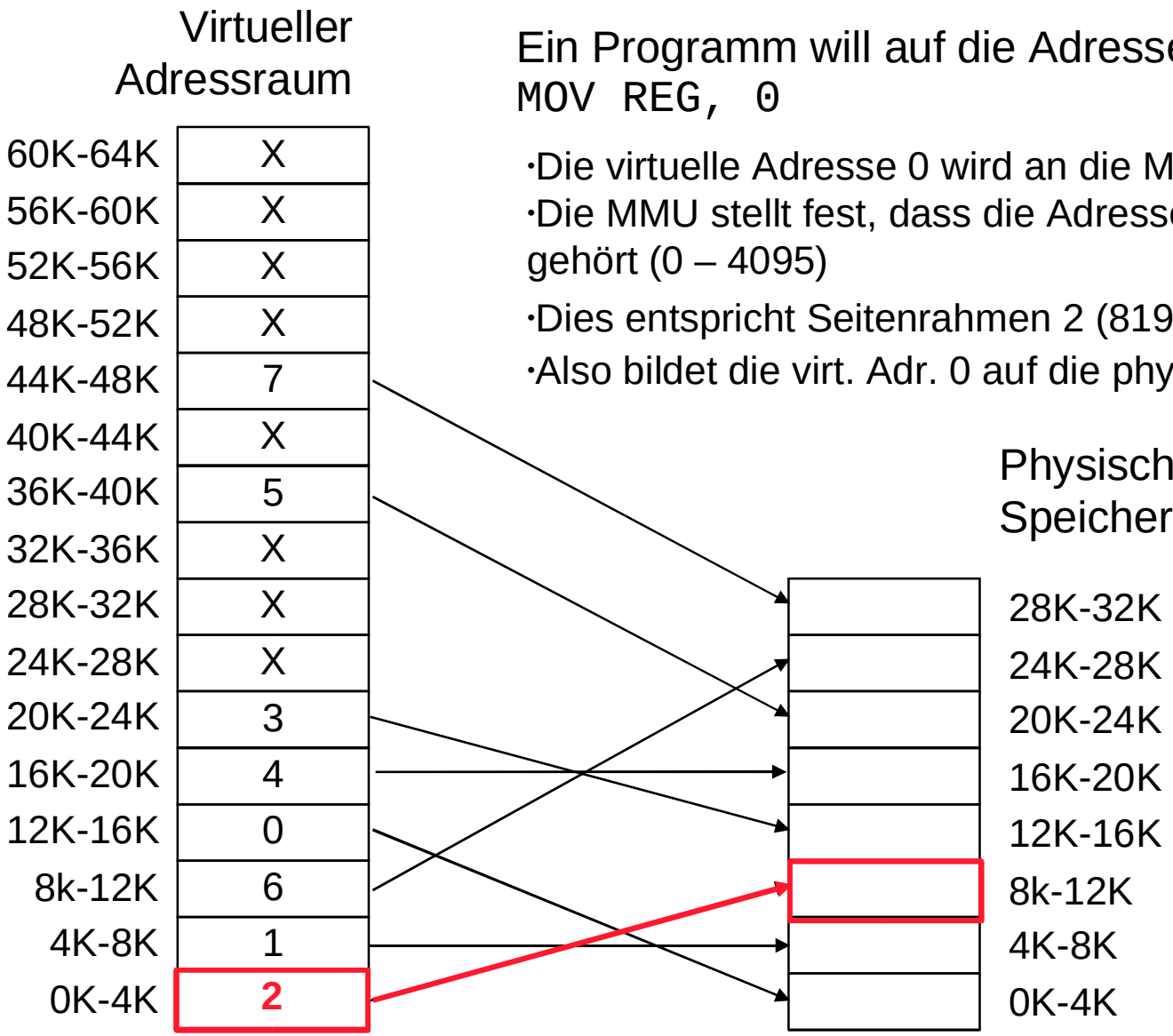
Memory Managemet

- Die MMU enthält eine **Page Table** (**Seitentabelle**)
- Eine Page Table ist eine Datenstruktur
- Eine Page Table ist ein Array

Virtueller Speicher: Paging



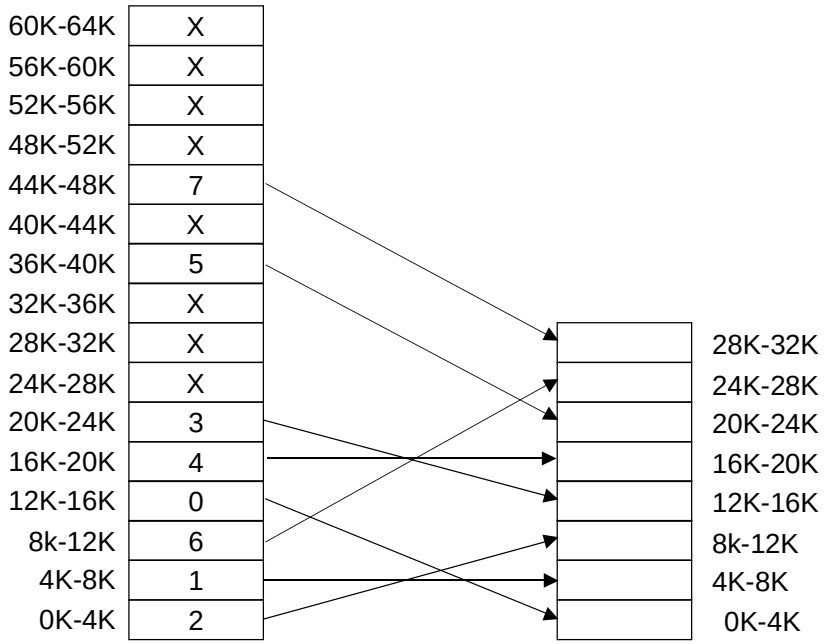
Paging: Beispiel



Ein Programm will auf die Adresse 0 zugreifen,
`MOV REG, 0`

- Die virtuelle Adresse 0 wird an die MMU geschickt
- Die MMU stellt fest, dass die Adresse zur Seite 0 gehört (0 – 4095)
- Dies entspricht Seitenrahmen 2 (8192-12287)
- Also bildet die virt. Adr. 0 auf die physik. Adr. 8192 ab

Paging: Beispiel

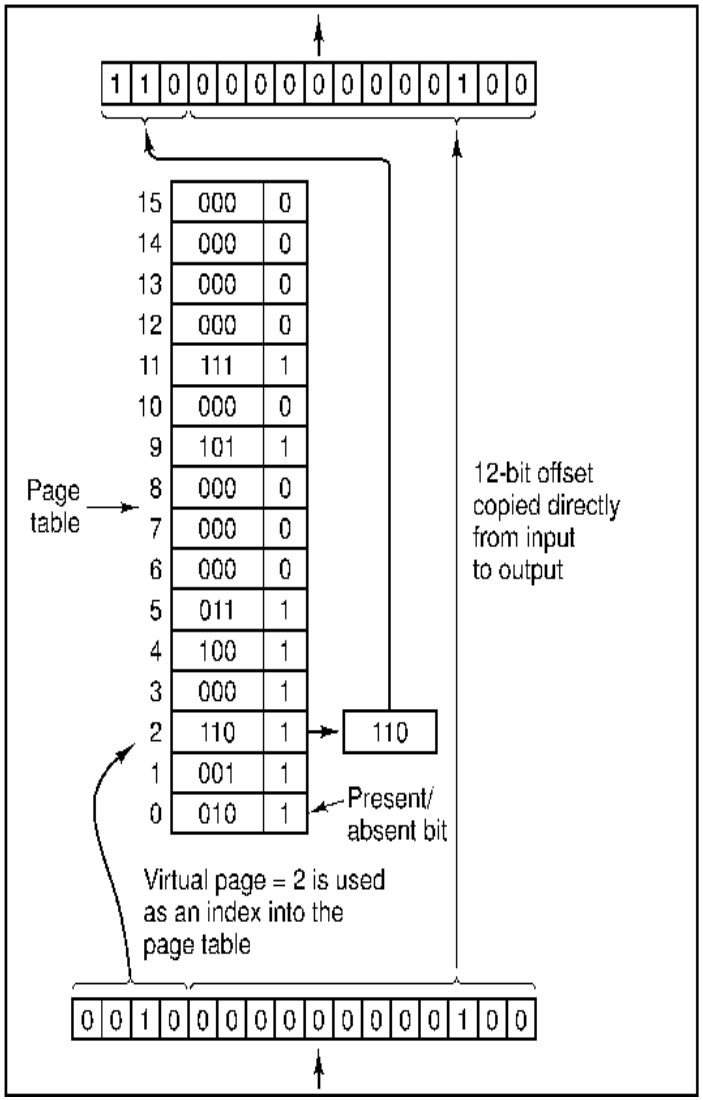


- Analog wird der Befehl
  `MOV REG, 8192`
  auf den Befehl
  `MOV REG, 24576`
  abgebildet.
- Die Adresse 20500 ist 20 Byte vom Beginn der virt. Seite 5 (20480 – 24575) entfernt, und wird auf die physische Adresse 12288 + 20 = 12308 abgebildet.

Paging

- Pfeile sind „Pointer“
- Wie wird gepointet?
- VM-Adress-Space = 16 Pages = exp(2,4) Pg
- PM-Adress-Space = 8 Pages = exp(2,3) Pg
- VM braucht 4 Bit, um die Page zu identifizieren
- PM braucht 3 Bit, um die Page zu identifizieren
- Innerhalb einer Page hat man 4K = exp(2,12) Speicherelemente
- 12 Bit werden gebraucht, um ein Speicherelement innerhalb der Seite zu identifizieren
- Die 12-Bit Adresse heißt **Offset**

Paging: Seitentabelle (page table)



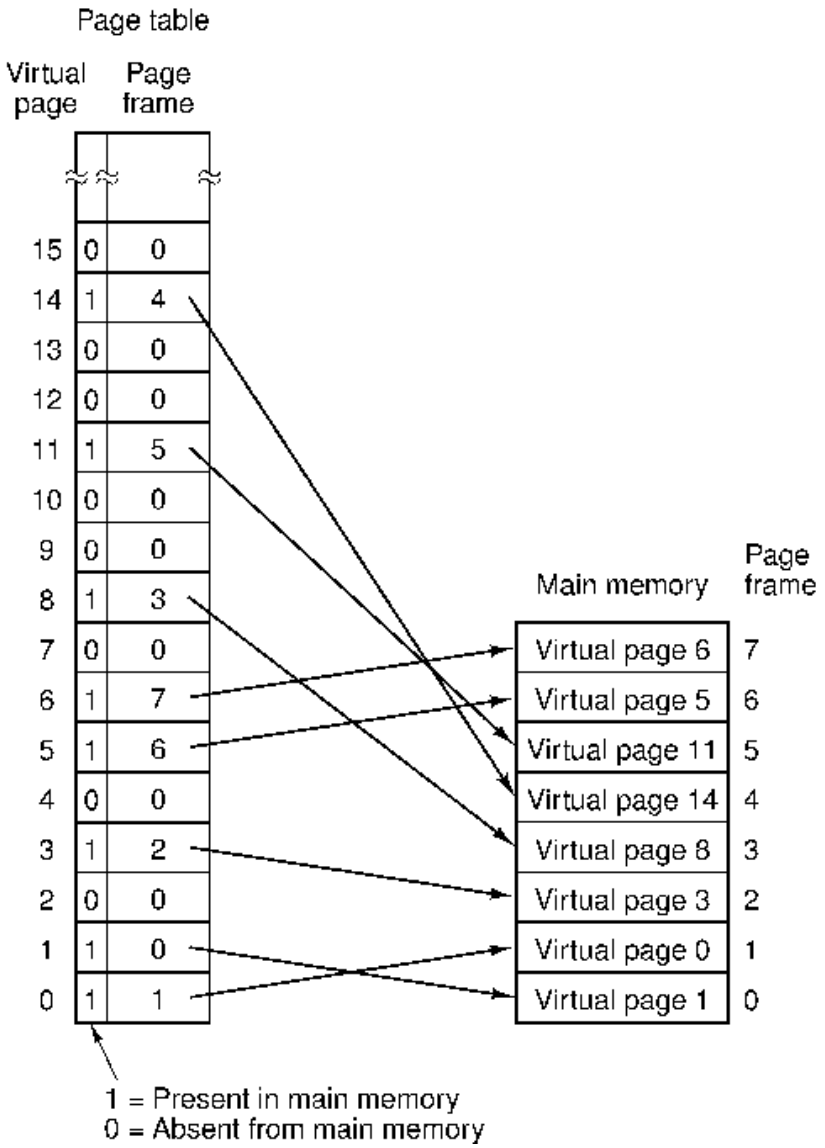
- Beispiel: Virtuelle Adresse 8196 (Binär 0010000000000100)
- Die virtuelle 16-Bit-Adresse wird in eine *4-Bit-Seitennummer* und einen *12-Bit-Offset* zerlegt.
- Mit 4 Bits für die Seitennummer lassen sich 16 Seiten (2^4) repräsentieren.
- Mit einem 12-Bit-Offset können alle 4096 Byte (2^{12}) einer Seite adressiert werden.
- Die Seitennummer wird als Index für die **Seitentabelle (page table)**, die die Nummer des Seitenrahmens enthält, der der virtuellen Adresse antspricht, genutzt.
- Ist die Seite ‚vorhanaden' wird die Nummer des Seitenrahmens in die oberen drei Bits des Ausgaberegisters kopiert. Der 12-Bit Offset wird unverändert in die unteren 12 Bit des Ausgabereg. kopiert.

Seitentabellen

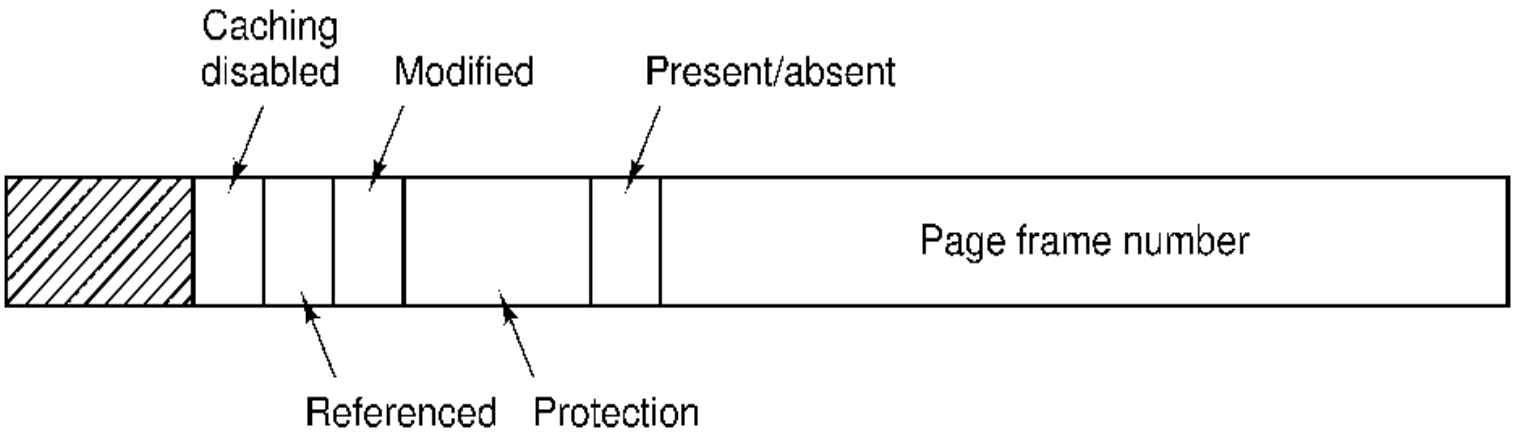
- Im einfachsten Fall funktioniert die Abbildung von virtuellen auf physische Adressen genau wie beschrieben.
- Der Zweck der Seitentabelle ist es, virtuelle Seiten auf Seitenrahmen abzubilden.
- Die Tabelle ist eine Funktion, mit der virtuellen Seitennummer als Argument und der Seitenrahmennummer als Ergebnis.
- Mit dem Ergebnis dieser Funktion kann der Teil einer virtuellen Adresse, der die Seitennummer enthält, durch einen Adressteil für den Seitenrahmen ersetzt werden, wodurch dann eine physische Adresse gebildet wird.

Paging

- Für sich genommen, löst die Möglichkeit, die 16 virtuellen Seiten über die MMU auf jeden beliebigen der 8 Seitenrahmen abzubilden, noch nicht das Problem, dass der virtuelle Adressraum größer als der physische Speicher ist.
- Es gibt nur 8 physische Seitenrahmen, deshalb werden nur 8 der Seiten auf physischen Speicher abgebildet.
- In realer Hardware wird ein **present/absend-Bit** (anwesend/abwesend) genutzt, um Überblick zu haben, welche Seiten auf physischen Speicher abgebildet sind.

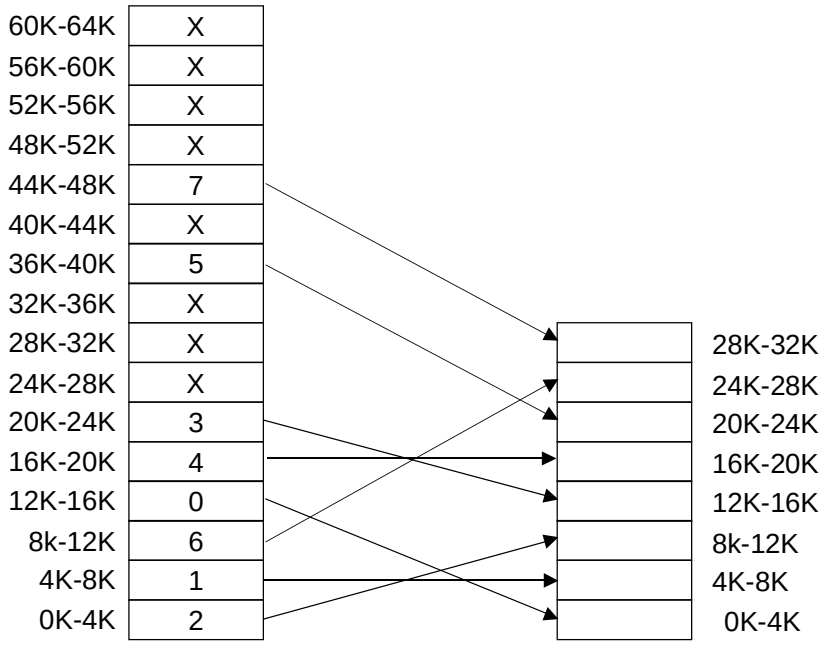


Seitentabellen



- Seitenrahmennummer: Zeiger auf die phys. Speicheradresse
- P/A: Seite liegt im Speicher ja/nein
- Protection-Bit(s): 1 Bit -> 0 = Lesen/Schreiben; 1 = Lesen
  3 Bit -> Lesen; Überschreiben; Ausführen
- Modified-Bit: Seite verändert ja/nein (auch **Dirty Bit**)
- Referenced-Bit: Protokolliert die Zugriffe auf die Seite
- Caching: erlaubt / nicht erlaubt

Paging



- Was passiert, wenn versucht wird auf eine Seite zuzugreifen, die nicht im physischen Speicher liegt?

```
MOV REG, 32780
```

- Ein Systemaufruf mit einem **Seitenfehler (page fault)** wird ausgelöst.
- Ein wenig genutzer Seitenrahmen wird ausgelagert und lädt die Seite, die den Seitenfehler ausgelöst hat in den frei gewordenen Seitenrahmen.
- Die Seitentabelle wird angepasst und der Befehl nochmals ausgeführt.

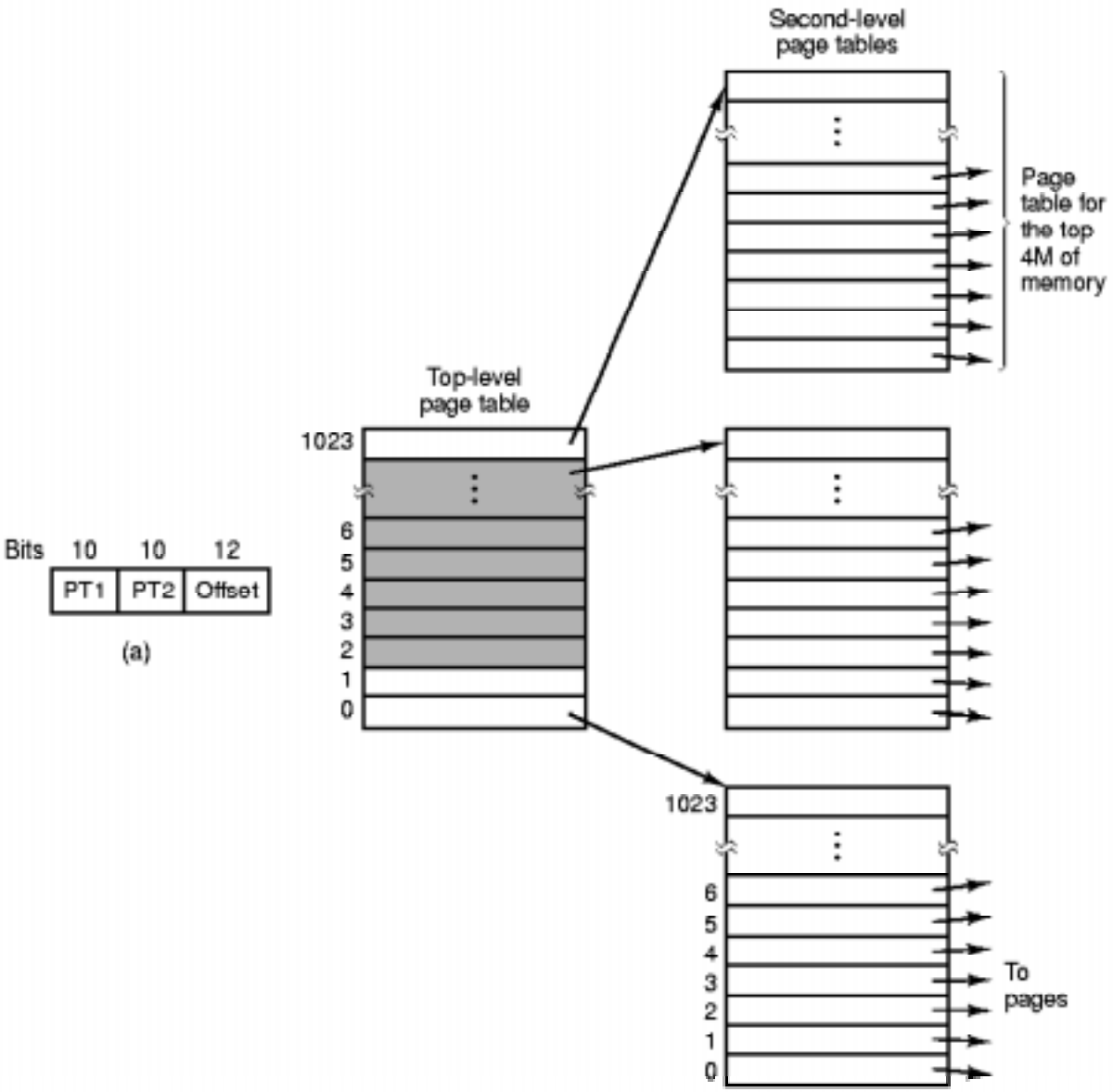
Seitentabellen

- Es ergeben sich zwei wichtige Problemstellungen:
  1. Die Seitentabelle kann extrem groß werden

     Virtuelle Adressen moderner Computer sind mind. 32 Bit lang. Bei einer Seitengröße von 4 KB hat ein 32-Bit-Adressraum eine Million Seiten.

  2. Die Umrechnung muss sehr schnell sein

Mehrstufige Seitentabellen



TLB - Translation Lookaside Buffer

- Programme neigen dazu, sehr viele Zugriffe auf sehr wenige Seiten auszuführen.
- Lösung: Hardware, die virtuelle Adressen ohne Umweg über die Seitentabelle auf physische Adressen abbildet: **TLB** (oder auch **Assoziativspeicher**)
- Der TLB besteht aus einer kleinen Zahl von Einträgen, typischerweise selten mehr als 64

Gültig	Virtuelle Seite	Verändert	Schutz	Seitenrahmen
1	140	1	RW	31
1	20	0	R X	38
1	130	1	RW	29
1	129	1	RW	62
1	19	0	R X	50
1	21	0	R X	45
1	860	1	RW	14
1	861	1	RW	75

Invertierte Seitentabellen

- Traditionell benötigen Seitentabellen von der bisher vorgestellten Art einen Eintrag pro Seite
- Wenn der Adressraum 2^{32} Byte enthält, mit 4096 Byte pro Seite, werden über eine Million Seiten gebraucht.
- Das absolute Minimum für die Größe der Seitentabelle ist also 4 MB
- Das ergibt Probleme bei 64-Bit-Systemen:
  Adressraum 2^{64} Byte, 4KB große Seiten -> Seitentabelle hat 2^{52} Einträge; bei 8 Byte pro Eintrag wäre die Tabelle dann 30 Millionen GB groß
- Lösung: **Invertierte Seitentabelle**
- In der Seitentabelle wird ein Eintrag für jeden physischen Seitenrahmen gespeichert, anstatt für jede Seite im virtuellen Adressraum
- Eine Seitentabelle mit 64-Bit großem Adressraum, 4KB großen Seiten und 256 MB Speicher hätte dann nur 65 536 Einträge

Invertierte Seitentabellen

- Es wird enormer Speicherplatz gespart
- Nachteil: es ist wesentlich aufwändiger eine virtuelle auf eine physische Adresse abzubilden!
- Wenn Prozess n auf die virtuelle Seite p zugreifen will, kann der physische Seitenrahmen nicht einfach gefunden werden, in dem sie die virtuelle Seitennummer als Index für die Seitentabelle benutzt.
- Die gesamte Seitentabelle muss nach dem Eintrag (p, n) durchsucht werden.
- Lösung: TLB nutzen

Seitenersetzungsalgorithmen

- Bei jedem Seitenfehler muss das Betriebssystem eine Seite auswählen, die aus dem Speicher entfernt wird, um für die neue Seite Platz zu machen.
- Probleme sind ähnlich wie bei Caching-Algorithmen

Seitenersetzungsalgorithmen

- Basis: Festplatten-Speicher-Austausch ist zeitlich ineffizient (Zeit-Ressourcen-Verschwendung)
- Versuch: Ineffizienz so weit wie möglich vermeiden

Seitenersetzungsalgorithmen

- Es gibt ein Present/Absent-Bit
- Dies bezeichnet, ob die Seite im PM liegt (set) oder nicht (not set)
- Falls die Seite abwesend ist, wird die 4-Bit VM-Seitennummer weitergegeben
- Ein Algorithmus wählt einen Platz (1 Page) im PM aus
- Die Seite wird von der Festplatte in den PM gebracht
- Die Seitentabelle wird modifiziert
- Die Adresse wird wie vorher übersetzt

Seitenersetzungsalgorithmen

- Seitenersetzungsauswahl
  - Hat die Seite Sonderprivilegien?
  - Ist die Seite benutzt worden?
  - Falls ja, ist sie modifiziert worden?

Seitenersetzungsalgorithmen

- Sonderprivilegien
  - Schlüsseltabelle für eine Mehrseiten-DB
  - Speicherverwaltungsseite für den Benutzerraum
  - „ Benutzerausgewählt“ als immer anwesend:
    - Sonderseite für Programmnotfälle
    - Einer zeit heftiger Benutzung folgt eine lange Pause

Seitenersetzungsalgorithmen

- Page referenziert?
  - Daten schon benutzt worden
  - Zeichen, dass sie weiter benutzt wird (könnte zum „Working Set“ des Prozesses gehören)
  - Wenn die Seite ausgelagert wird und zum Working Set gehört, muss sie bald wieder in den Speicher kommen
  - Ineffizient, wenn das passiert!

Seitenersetzungsalgorithmen

- Page modifiziert?
  - Falls nein, kann die neue Seite sie einfach überschreiben ohne dass sie vorher wieder auf der Festplatte gespeichert werden muss
  - Falls ja, muss sie auf der Festplatte gespeichert werden, bevor die neue Seite in den Speicherbereich geladen werden kann

Seitenersetzungsalgorithmen

- „ Working Set“ (Peter J. Denning, 1968)
  - Prozesse neigen dazu, ihre Zugriffe in jeder Phase ihrer Ausführung auf einen relativ kleinen Teil ihrer Seiten zu beschränken
  - Dieses Verhalten wird als **Lokalität der Referenzen** (**locality of reference**) bezeichnet
  - Die Menge von Seiten, die ein Prozess zu einem bestimmten Zeitpunkt nutzt wird als **Working Set** (**Arbeitsbereich**) bezeichnet

Working Set

- Wenn das gesamte Working Set im Speicher ist, läuft der Prozess ohne viele Seitenfehler bis zur nächsten Phase seiner Ausführung
(Beispiel Compiler-Läufe)
- Reicht der verfügbare Speicher nicht für alle Seiten im Arbeitsbereich aus, erzeugt der Prozess sehr viele Seitenfehler und läuft sehr langsam ab
- In einem System mit Multiprogrammierung werden Prozesse häufig ausgelagert, um andere Prozesse zum Zug kommen zu lassen
- Dabei stellt sich die Frage, was man tun soll, wenn ein Prozess wieder eingelagert wird

Working Set

- Nichts tun: Der Prozess erzeugt so lange Seitenfehler, bis sein Working Set geladen ist
- **Demand Paging (Einlagern bei Bedarf)**
- Diese Strategie ist sehr langsam, weil sehr viele Seitenfehler erzeugt werden

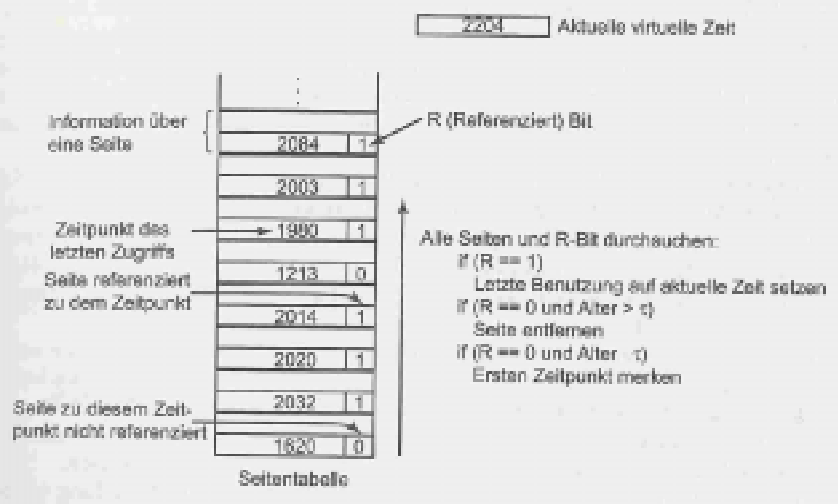
Working Set

- Viele Betriebssysteme merken sich deshalb den Arbeitsbereich eines Prozesses, wenn sie ihn auslagern und sorgen dafür, dass er wieder geladen wird, bevor sie den Prozess weiter ausführen.
- Dieser Ansatz wird **Working Set Modell** genannt
- Strategien, die Seiten laden, noch bevor sie gebraucht werden, werden auch **Prepaging** genannt

Working Set

- Für die Implementation des Working-Set-Modells muss das Betriebssystem zu jedem Zeitpunkt wissen, welche Seiten im Arbeitsbereich eines Prozesses sind.
- Daraus ergibt sich direkt ein Seitenersetzungsalgorithmus:
  - Wenn ein Seitenfehler auftritt, finde eine Seite, die nicht zum Arbeitsbereich gehört und lagere sie aus.
  - Benötigt wird ein Kriterium, welche Seiten zu einem bestimmten Zeitpunkt zum Arbeitsbereich gehören und welche nicht.

Working Set



- Grundidee: Bei einem Seitenfehler eine Seite auslagern, die nicht zum WS gehört.
- Jeder Eintrag enthält zwei Informationen:
  - Ungefähre Zeit des letzten Zugriffs
  - R-Bit (referenziert ja/nein)
- Voraussetzung:
  - R-Bit wird gesetzt
  - R-Bits werden periodisch gelöscht (Timerunterbrechung)
- Bei jedem Seitenfehler wird die Tabelle nach einer Seite durchsucht, die ausgelagert werden kann.