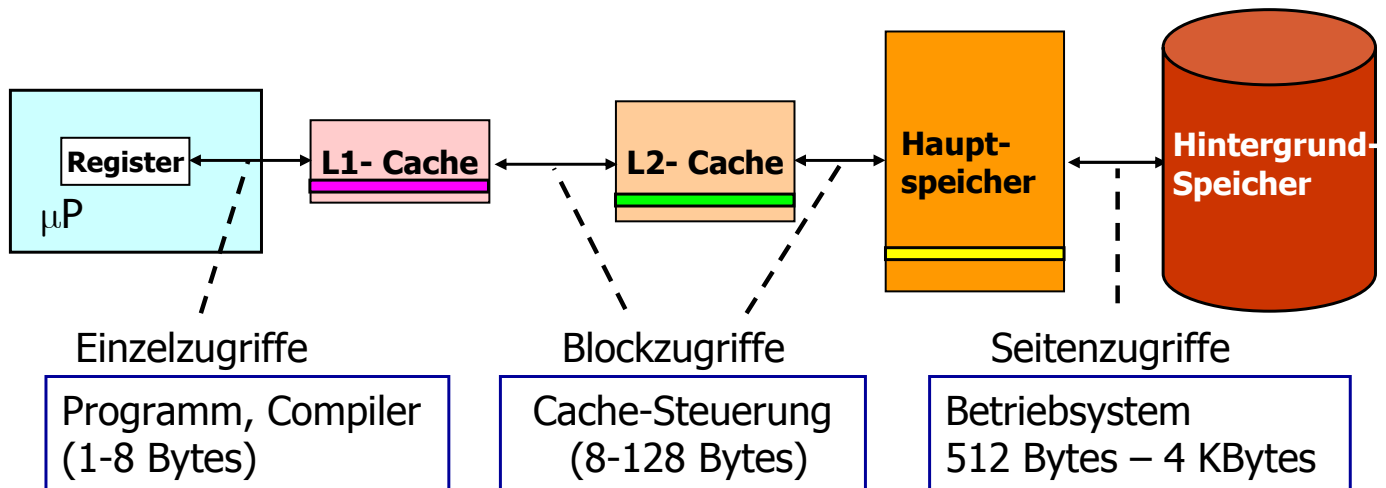


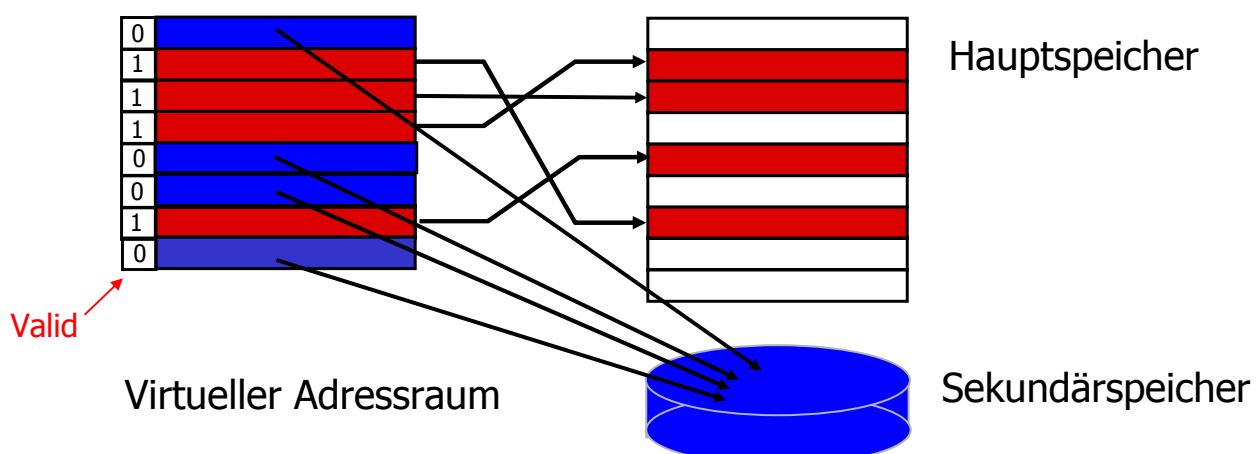
Wiederholung: Speicherhierarchie

Daten werden nur zwischen aufeinanderfolgenden Ebenen der Speicherhierarchie kopiert.

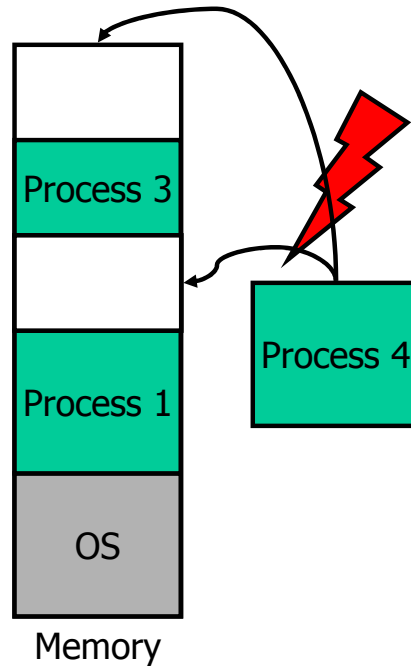


Wiederholung: Speicherverwaltung

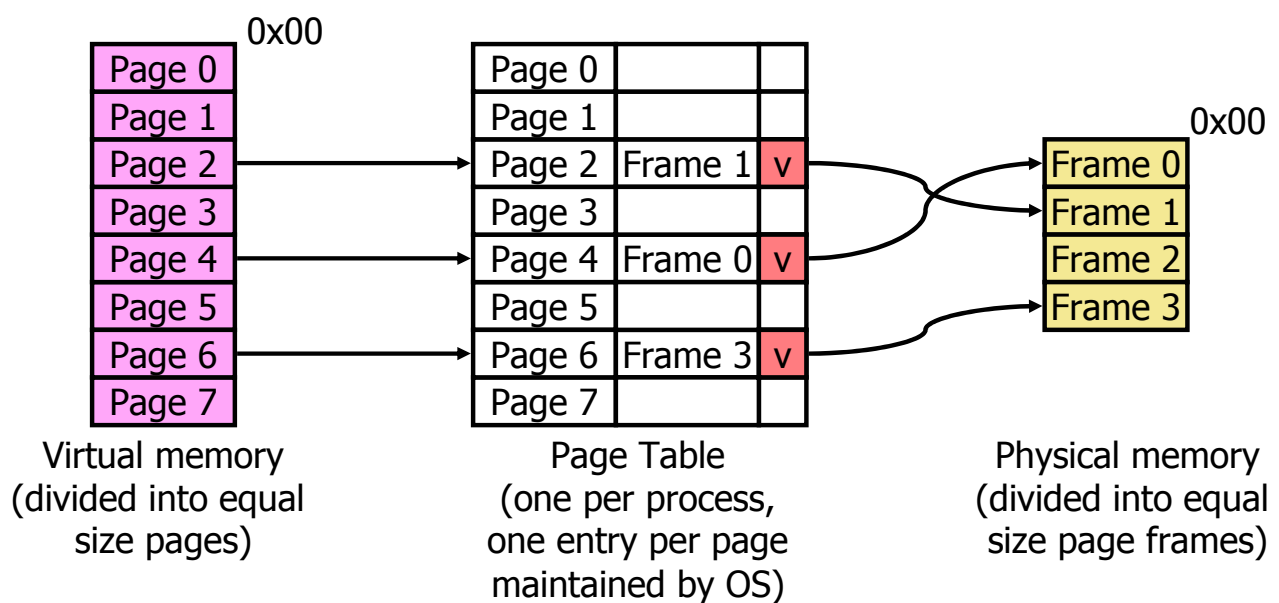
- ❑ Virtuelle Speicherkapazität > effektive Hauptspeicherkapazität
- ❑ Betriebssystem lagert bei Bedarf Speicherbereiche ein und aus
- ❑ Speicherverwaltungseinheiten (*memory management units, MMU*) unterstützt hardwaremäßig eindeutige Adressberechnung
- ❑ Abbildungsinformation in Übersetzungstabellen



Speicherverwaltung



Seitenwechsel



Probleme der virtuellen Speicherverwaltung

Beim Austausch von Daten zwischen Haupt- und Hintergrundspeicher ergeben sich drei Problemkreise:

- **Einlagerungszeitpunkt:** Wann werden Segmente oder Seiten in den Hauptspeicher eingelagert?
- **Zuweisungsproblem:** An welche Stelle des Hauptspeichers werden die Seiten oder Segmente eingelagert?
- **Ersetzungsproblem:** Welche Segmente oder Seiten müssen ausgelagert werden, um Platz für neu benötigte Daten zu schaffen?



Probleme der virtuellen Speicherverwaltung

Beim Austausch von Daten zwischen Haupt- und Hintergrundspeicher ergeben sich drei Problemkreise:

1. Der Einlagerungszeitpunkt

Wann werden Segmente oder Seiten in den Arbeitsspeicher eingelagert ?

Gängiges Verfahren:

Einlagerung auf Anforderung (Demand Paging bei Seitenverfahren)



Probleme der virtuellen Speicherverwaltung

Einlagerung auf Anforderung (*Demand Paging*):

Hierbei werden Daten eingelagert, sobald auf sie zugegriffen wird, sie sich aber nicht im Hauptspeicher befinden.

Der Zugriff auf ein nicht im Hauptspeicher vorhandenes Segment oder Seite heißt **Segment-** oder **Seiten-Fehler** (*segment fault, page fault*).



Probleme der virtuellen Speicherverwaltung

2. Das Zuweisungsproblem

An welche Stelle des Hauptspeichers werden die Seiten oder Segmente eingelagert ?

Bei Segmentierungsverfahren:

Hier muss eine ausreichend große Lücke im Hauptspeicher gefunden werden.

Drei Strategien (Betriebssystem):

- *first-fit*: erste passende Lücke wird genommen
- *best-fit* : kleinste passende Lücke wird genommen
- *worst-fit*: größte passende Lücke wird genommen

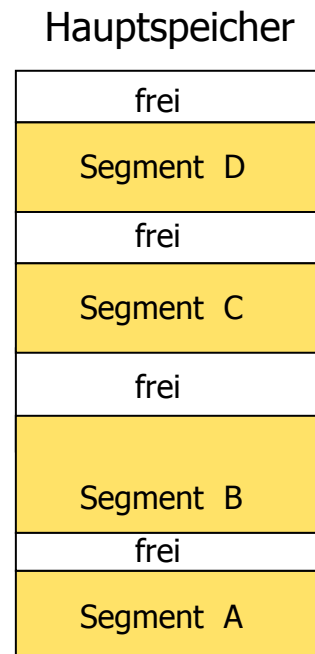


Probleme der virtuellen Speicherverwaltung

Problem bei allen drei Verfahren:

Der Speicher zerfällt nach einiger Zeit in belegte und unbelegte Speicherbereiche
→ **externe Fragmentierung**.

Die unbelegten Speicherbereiche sind oft zu klein, um weitere Segmente aufnehmen zu können



Probleme der virtuellen Speicherverwaltung

Zuweisungsproblem bei Seitenwechself Verfahren

Hier taucht dieses Problem nicht auf, da alle Seiten gleich groß sind und somit immer "passende Lücken" entstehen → keine externe Fragmentierung.

Jedoch: Problem der **internen Fragmentierung**
Diese entsteht bei der Aufteilung eines Programms auf die Seiten.

Einheitliche Seitengröße → auf der letzten Seite jedes Programm-Moduls entsteht mit hoher Wahrscheinlichkeit ein ungenutzter Leerraum.



Probleme der virtuellen Speicherverwaltung

3. Das Ersetzungsproblem

Welche Segmente oder Seiten müssen ausgelagert werden, um Platz für neu benötigte Daten zu schaffen ?

Bei Segmentierungsverfahren:

Meist wird die Anzahl der gleichzeitig von einem Prozeß benutzbaren Segmente limitiert:

- bei Einlagerung eines neuen Segments wird ein zuvor für diesen Prozeß benutztes Segment ausgelagert

Es ist jedoch auch eine der im folgenden für Seitenwechsel-Verfahren beschriebenen Methoden möglich:



Probleme der virtuellen Speicherverwaltung

Ersetzungsproblem bei Seitenwechselverfahren

5 gängigste Strategien zum Ersetzen einer Seite:

- **FIFO (*first-in-first-out*)**: die sich am längsten im Hauptspeicher befindende Seite wird ersetzt
- **LIFO (*last-in-first-out*)**: die zuletzt eingelagerte Seite wird ersetzt
- **LRU (*least recently used*)**: die Seite, auf die am längsten nicht zugegriffen wurde, wird ersetzt



- **LFU (*least frequently used*)**: die seit ihrer Einlagerung am seltensten benutzte Seite wird ersetzt
- **LRD (*least reference density*)** : Mischung aus LRU und LFU. Die Seite mit der geringsten Zugriffsichte (Anzahl Zugriffe / Einlagerungszeitraum) wird ersetzt

Daneben werden bevorzugt solche Seiten ersetzt, die nicht verändert wurden → kein Rückschreiben der geänderten Seite erforderlich.



Segmentierung vs. Seitenwechsel

- Segmentierung (Segmente variabler Größe)
 - logische Abbildung einer Programmstruktur
 - geringer Datentransfer
 - umfangreicher Datentransfer beim Ein-/Auslagern
 - externe Fragmentierung
- Seitenwechsel-Verfahren (Seiten fester Größe)
 - geringerer Verwaltungsaufwand
 - bessere Hauptspeicherauslastung
 - häufiger Datentransfer
 - interne Fragmentierung

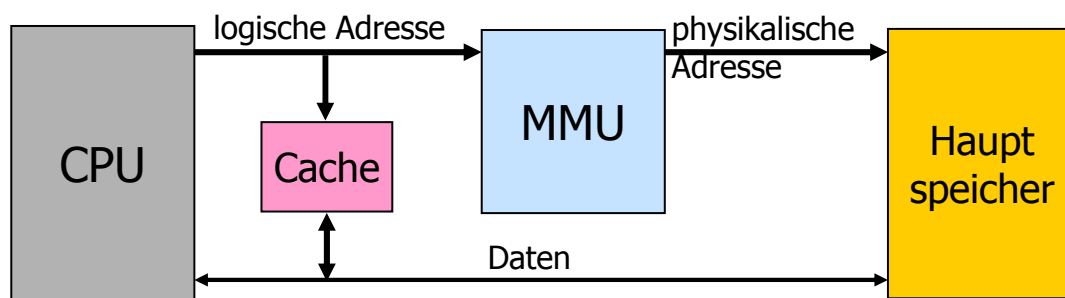


Cache und Speicherverwaltungseinheit

Zwei Möglichkeiten der Cache-Einbindung bei virtueller Speicherverwaltung:

❑ Virtueller Cache:

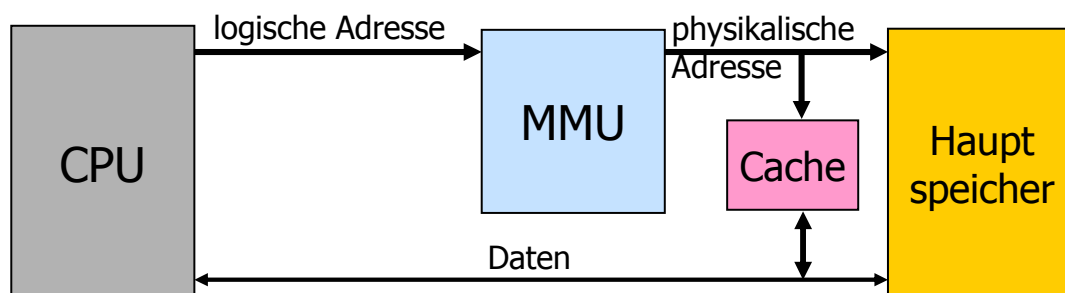
wird zwischen CPU und MMU gelegt. Die höherwertigen Bits der logischen Adressen als Tags abgelegt.



Cache und Speicherverwaltungseinheit

❑ Physikalischer Cache:

wird zwischen MMU und Speicher gelegt.
Die höherwertigen Bits der physikalischen Adressen werden als Tags abgelegt



Virtueller und physikalischer Cache

Vorteile des virtuellen Caches:

- bei Treffern wird die MMU nicht benötigt → Keine Verzögerung durch die Adressberechnung der MMU

Vorteile des physikalischen Caches:

- physikalische Adresse ist i. A. viel kleiner als die logische Adresse → weniger Bits müssen als Tag gespeichert werden.
- befindet sich die MMU auf dem Prozessorchip, so kann nur der physikalische Cache außerhalb erweitert werden.



Segmentorientierte Speicherverwaltung

Der Speicher wird in ein oder mehrere physikalische Segmente (zusammenhängende Speicherbereiche variabler Länge) unterteilt

Oft verschiedene Segmenttypen (Code- und Datensegmente)

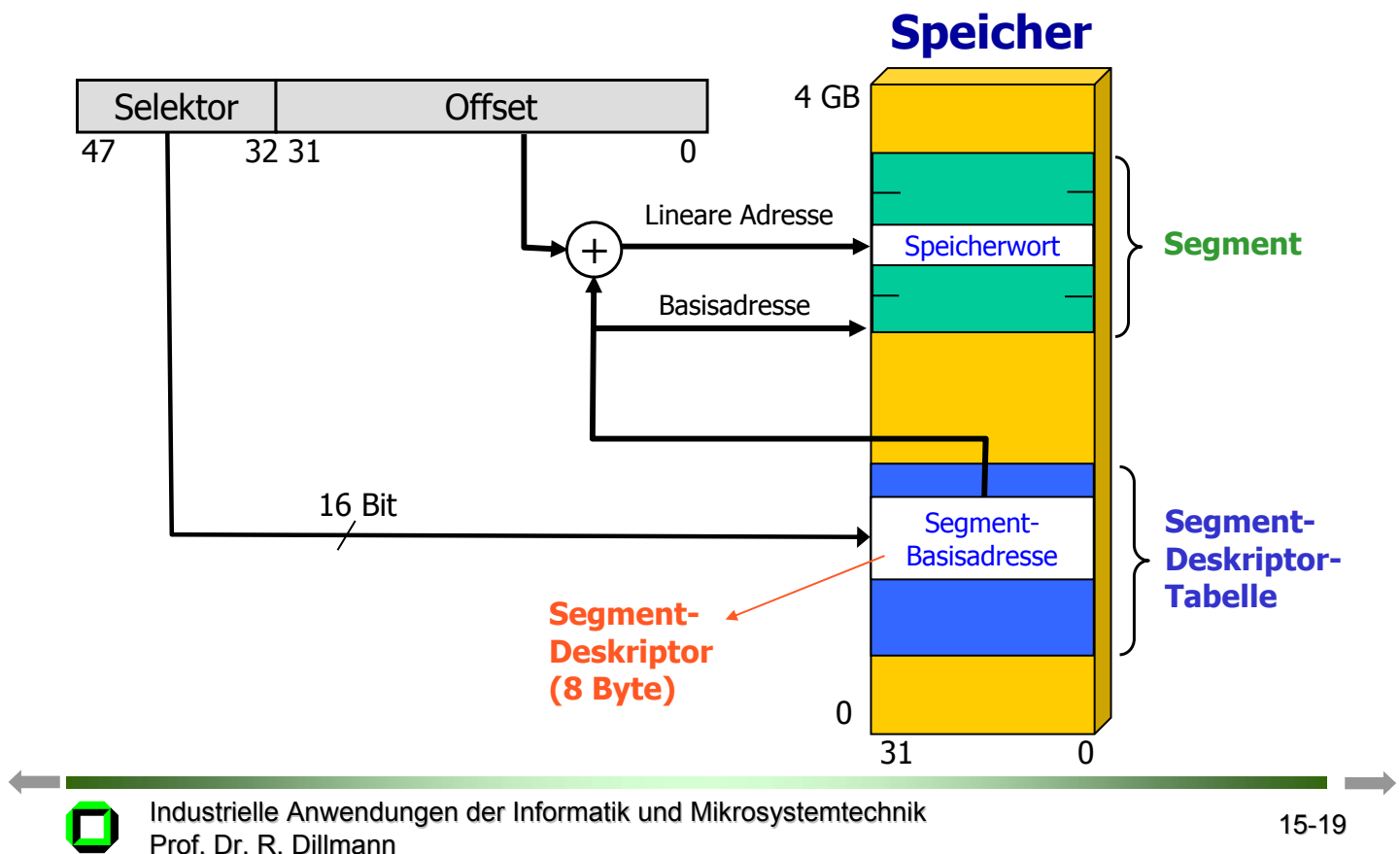
Maximale Segmentlängen je nach Prozessor zwischen 64 KByte und bis 4 GByte

Fallbeispiel x86-Prozessoren (80286)

Berechnung der physikalischen aus der logischen Adresse

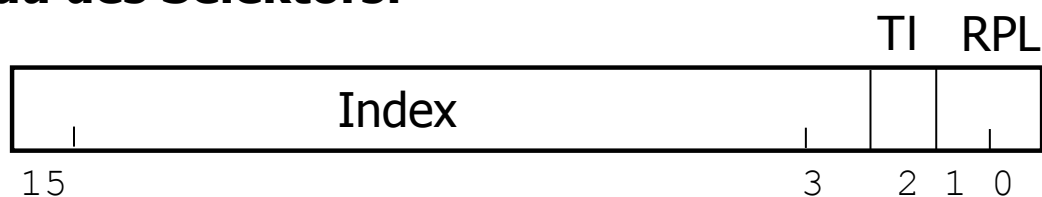


Segmentorientierte Speicherverwaltung (x86-Prozessoren)



Segmentorientierte Speicherverwaltung (x86-Prozessoren)

Aufbau des Selektors:



- Indexfeld und TI (Tabellenindikator) selektieren einen Eintrag in der Segment-Deskriptor-Tabelle
- RPL-Bits (Requested Privilege Level) geben eine Privileg-Ebene an, die ein Befehl besitzen muss, um auf das gewünschte Segment zugreifen zu dürfen.

Segment-Deskriptoren: Jeder Segment-Deskriptor beschreibt das zugehörige Segment durch folgende Attribute:

- Segment-Basisadresse (*base address*)
- Segment-Größe in Bytes (*limit*)
- Zugriffsrechte auf das Segment (*access rights*) zur Realisierung von Schutzmechanismen.

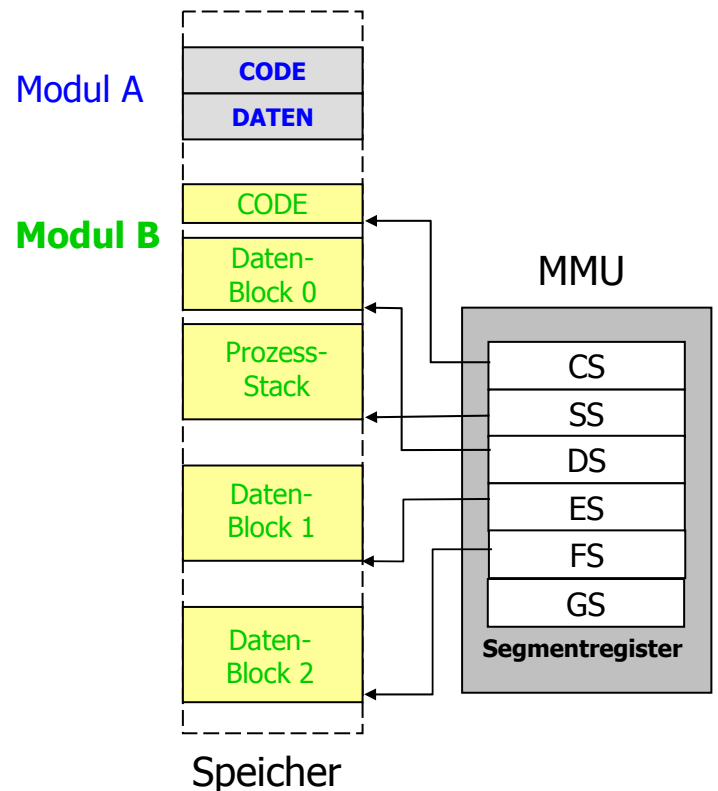


- Jedes Speicherwort wird durch einen **Segment-Selektor**, der den Segmentanfang kennzeichnet, und einen **Offset** innerhalb des Segments adressiert
- Durch Lokalitätseigenschaften in Programmen wird nicht bei jedem Zugriff auf den Hauptspeicher ein neues Segment benutzt
→ Segment-Selektoren wechseln selten.
- Aus Geschwindigkeitsgründen werden die Segment-Selektoren in speziellen Segment-Registern gespeichert. Hierzu existieren verschiedene Register für verschiedenen Segment-Typen: Code-Segment (CS), Stack-Segment (SS), Daten-Segment (DS), Extra-Segment (ES, FS, GS, ...) → Adressierung eines Speicherworts durch ein **Segment-Register** und ein **Offset**
- Wichtige Informationen über das ausgewählte Segment werden in einem **Segment-Deskriptor-Cache** abgelegt → keine Speicherzugriffe beim Lesen der Segmenteigenschaften



Segmentorientierte Speicherverwaltung (x86-Prozessoren)

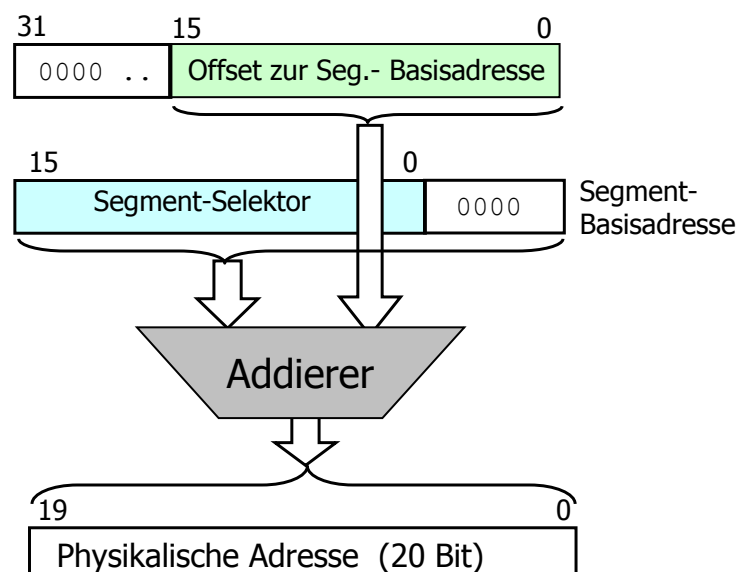
- Jedes Segment, dessen Anfangsadresse in einem Segmentregister abgelegt ist, befindet sich physikalisch im Hauptspeicher.
- Die durch die Segmentregister spezifizierten Segmente bilden die Arbeitsmenge (*working set*) eines Prozesses



Adressierungs-Modi (x86-Prozessoren)

Um Kompatibilität zu den älteren Mikroprozessoren innerhalb des x86-Prozessorfamilie zu gewährleisten, können die Prozessoren in verschiedenen Adressierungsmodi arbeiten:

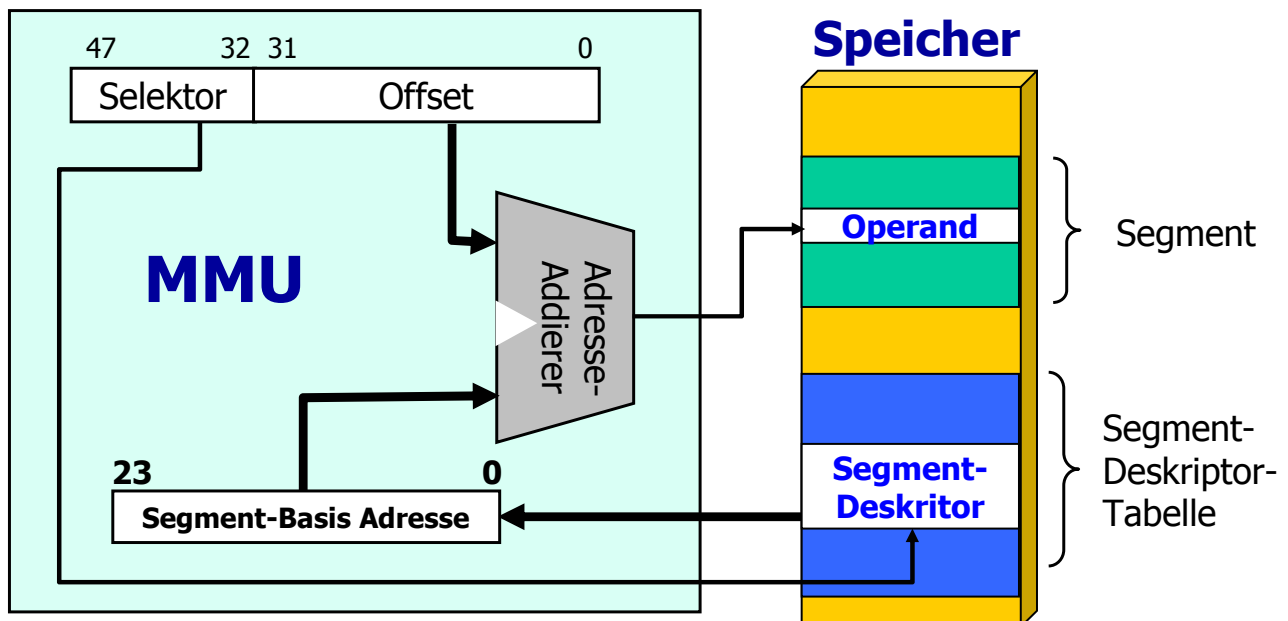
- ❑ **Real (Address) Mode**
(Kompatibilitätsmode zu 8086)
 - 20 Bit lange physikalische Adressen
 - 1 MByte max. adressierbare Hauptspeicherkapazität
 - max. Segmentlänge: 64 KByte



Adressierungs-Modi (x86-Prozessoren)

Protected (Virtual Address) Mode

Modus mit vergrößertem Adressraum und erweiterten Fähigkeiten zu Speicherschutz, Multitasking



Adressierungs-Modi (x86-Prozessoren)

- ❑ Abbildung eines virtuellen Adressraums von mehreren Tera-Bytes auf einen 4 GByte großen physikalischen Adressraum
- ❑ Der Segment-Selektor spezifiziert hier nicht die Basisadresse des Segments selbst, sondern verweist auf den **Segment-Deskriptor** in der **Segment-Deskriptor-Tabelle** im Hauptspeicher
- ❑ Jeder Segment-Deskriptor beschreibt das zugehörige Segment durch folgende Attribute:
 - die Segment-Basisadresse (*base address*)
 - die Segment-Größe in Bytes (*limit*)
 - die Zugriffsrechte auf das Segment (*access rights*)



Seitenorientierte Speicherverwaltung

Der Speicher wird in viele kleine Seiten gleicher Länge unterteilt

Seitenlängen von 256 Byte bis 8 kByte

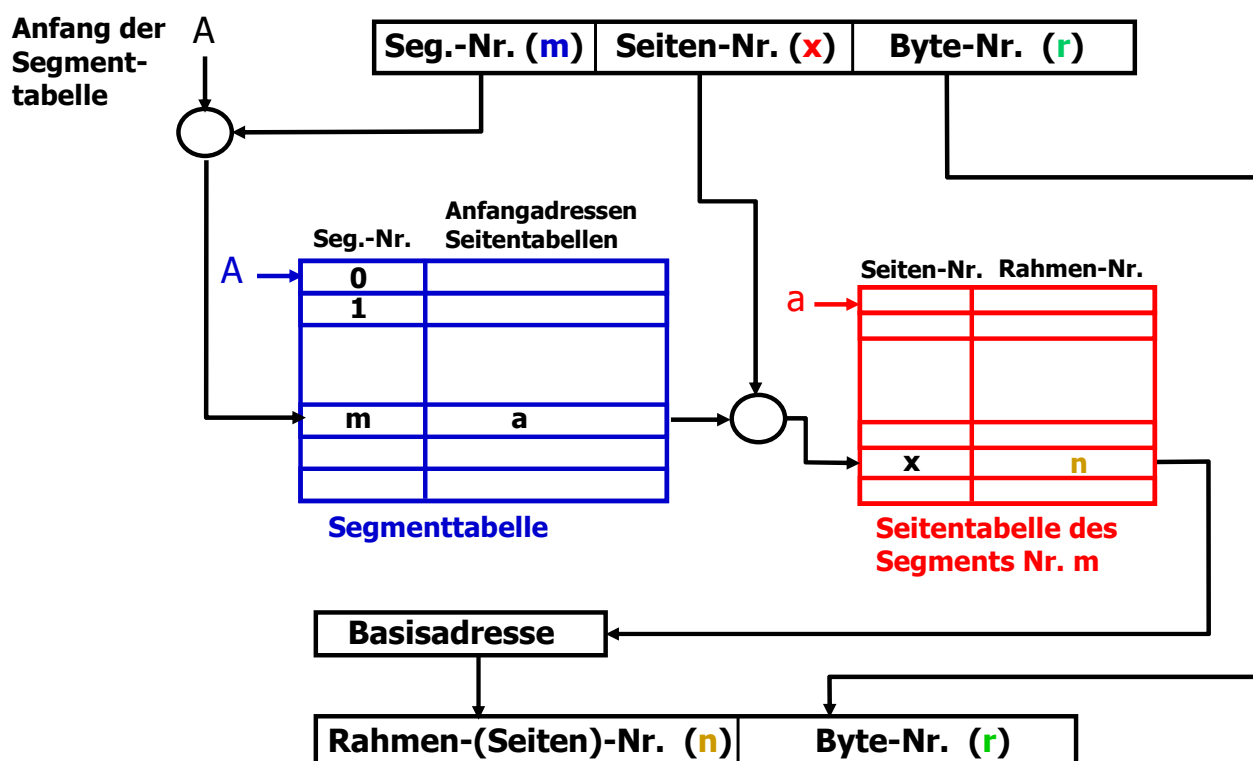
Im Unterschied zu Segmenten können Seiten nicht an beliebiger Stelle im Speicher beginnen, sondern nur in einem festen an der Seitengröße orientierten Raster

Fallbeispiel x86-Prozessoren (ab 80386):

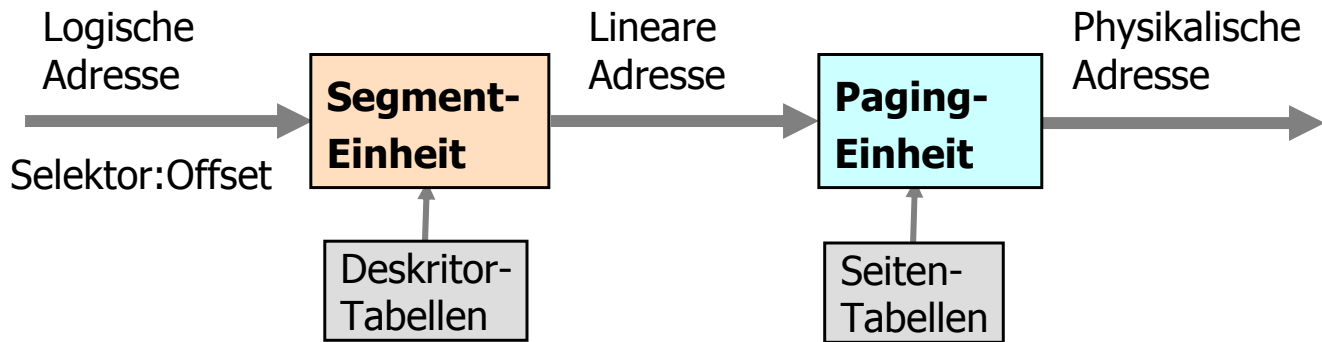
Aus Kompatibilitätsgründen zum 80286 unterstützen die x86-Prozessoren ab dem 80386 sowohl eine segment- als auch eine seitenorientierte Speicherverwaltung



Segmentierung mit Seitenwechsel



Berechnung der physikalischen Adressen (x86-Prozessoren)



Zunächst wird wie beim 80286 die logische Adresse über eine Segment-Verwaltung umgesetzt. Die entstehende Adresse heißt hier **lineare Adresse**

Im Unterschied zum 80286 wurde die logische Adresse beim 80386 jedoch auf 48 Bit erweitert, die lineare Adresse (entspricht der physikalischen beim 80286) auf 32 Bit



Berechnung der physikalischen Adressen (x86-Prozessoren)

Die nachgeschaltete Seiten-Verwaltung kann optional abgeschaltet werden

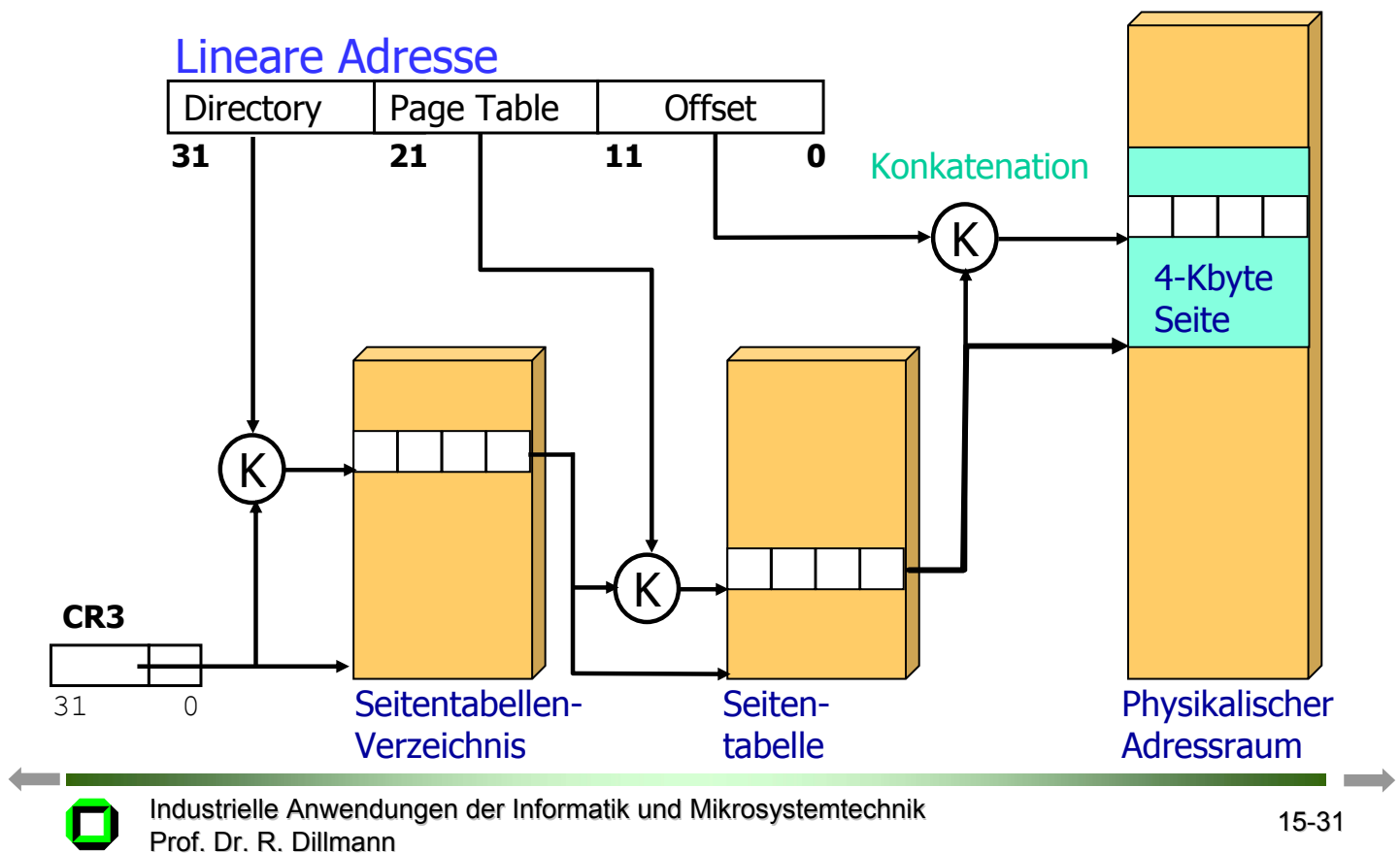
- ➔ Kompatibilitätsmode zum 80286,
lineare Adresse = physikalische Adresse

Anderenfalls wird aus der linearen Adresse durch die Seiten-Verwaltung die physikalische Adresse ermittelt. (bei Prozessoren mit ausschliesslich Seiten-Verwaltung entspricht die lineare Adresse somit der logischen Adresse)

Zweistufiges Verfahren zur Berechnung phys. Adressen:



Zweistufiges Seitenwechsel-Verfahren



Zweistufiges Seitenwechsel-Verfahren

- Seitentabellenverzeichnis → Seitentabellen → Seiten
- Seitentabellenverzeichnis, Seitentabellen und Seiten sind jeweils 4 KByte groß und jeder Tabellen-Eintrag umfasst 4 Byte
- In den Seitentabellen und -verzeichnis sind jeweils 1024 Einträge enthalten.
- Lineare Adresse wird in drei Teilen zerlegt. Die höchstwertigen 10 Bits selektieren einen Eintrag im Seitentabellen-Verzeichnis, dessen Basisadresse in einem speziellen Systemregister (CR3) abgelegt ist.
- Die nächsten 10 Bits der linearen Adresse selektieren einen der 1024 Einträge aus der Seitentabelle. In diesem Eintrag steht die Basisadresse einer Seite.
- Die niedrigstwertigen 12 Bits werden als Offset zur Seitenadresse addiert, um die endgültige, physikalische Adresse zu erhalten.



Anmerkungen

Sowohl bei segmentorientierter wie bei seitenorientierter Speicherverwaltung gilt:

Befindet sich eine Seite oder ein Segment nicht im Hauptspeicher, so löst der Prozessor eine Unterbrechung aus, um die Seite oder das Segment durch das Betriebssystem zu laden (Seiten- oder Segmentfehler).



Anmerkungen

Erkennung eines Segmentfehlers:

Bit im Segment-Deskriptor zeigt an, ob das Segment im Hauptspeicher ist oder nicht.

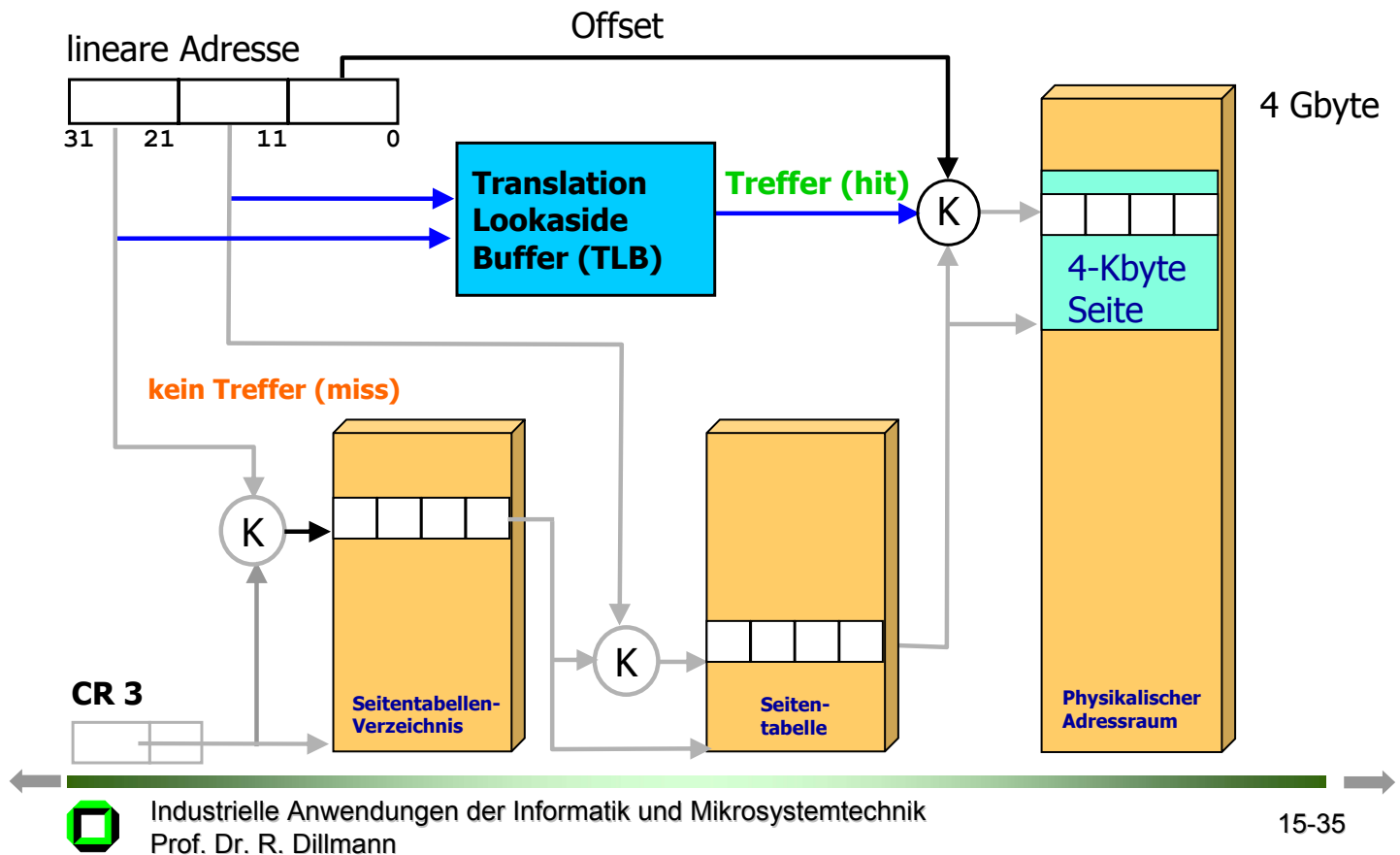
Erkennung eines Seitenfehlers:

Seite oder Seitentabelle befindet sich nicht im Hauptspeicher (Seitenfehler).

Spezielles Kennungbit im Seitentabellen-Verzeichnis (Seitentabellenfehler)



Beschleunigung der Adressberechnung durch einen Cache

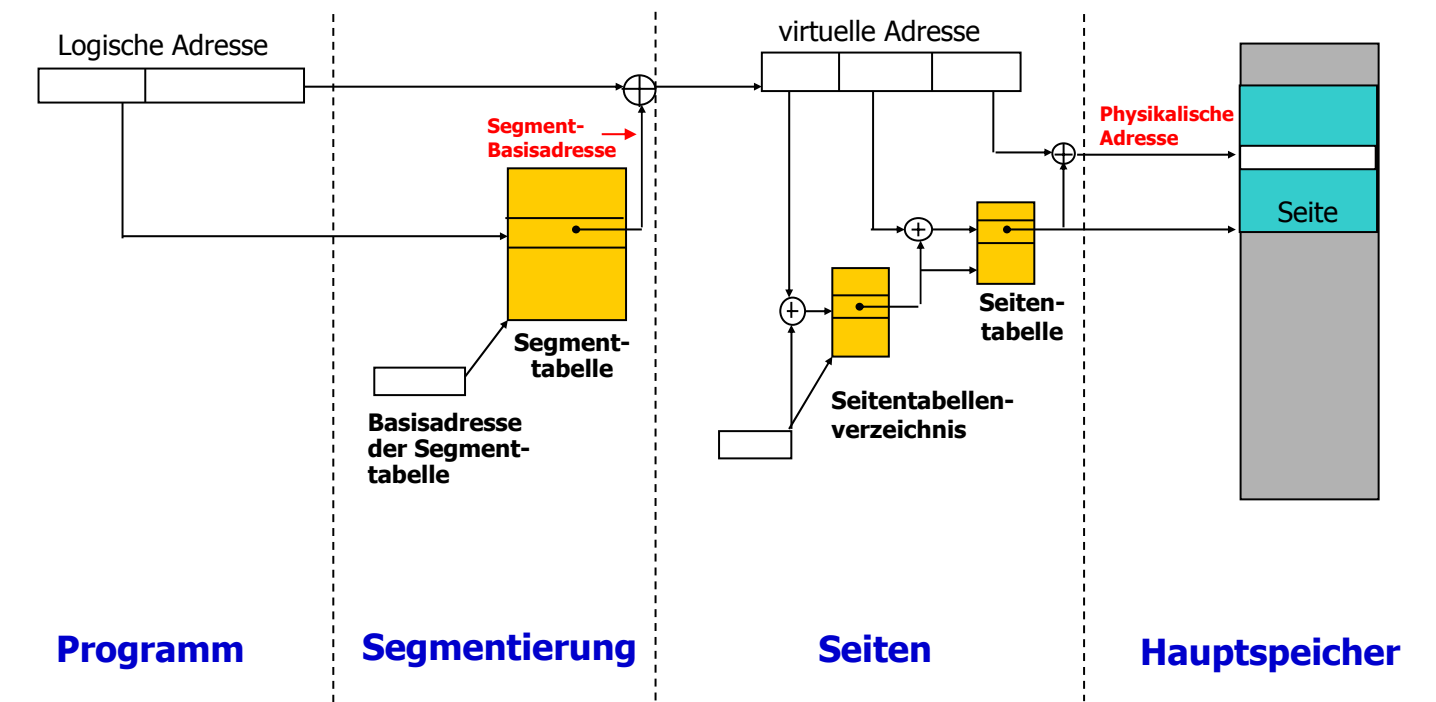


Beschleunigung der Adressberechnung durch einen Cache

Ein schneller voll-assoziativer Cache (*Translation Lookaside Buffer*, TBL) speichert automatisch die zuletzt benutzen Einträge aus dem Seitentabellenverzeichnis und der Seitentabelle

- ➔ Im Trefferfall (Trefferquote ca. 90 %) muss nicht auf die im Hauptspeicher liegenden Seitentabellen zugegriffen werden

Automatische Adressübersetzung bei 80486 und Pentium-Prozessoren



Schutzmechanismen

Moderne Mikroprozessoren bieten Schutzmechanismen an, um während der Laufzeit von Programmen unerlaubte Speicherzugriffe zu verhindern. Dies geschieht im wesentlichen durch:

- Trennung der Systemsoftware, z. B. des Betriebssystems, insbesondere des Ein-/Ausgabe-Subsystem (BIOS, basic I/O system), von den Anwendungsprozessen.
- Trennung der Anwendungsprozessen voneinander. Ist dies nicht gewährleistet, könnte ein fehlerhaftes Anwenderprogramm andere, fehlerfreie Programme beeinflussen (Schutzebenen und Zugriffsrechte)



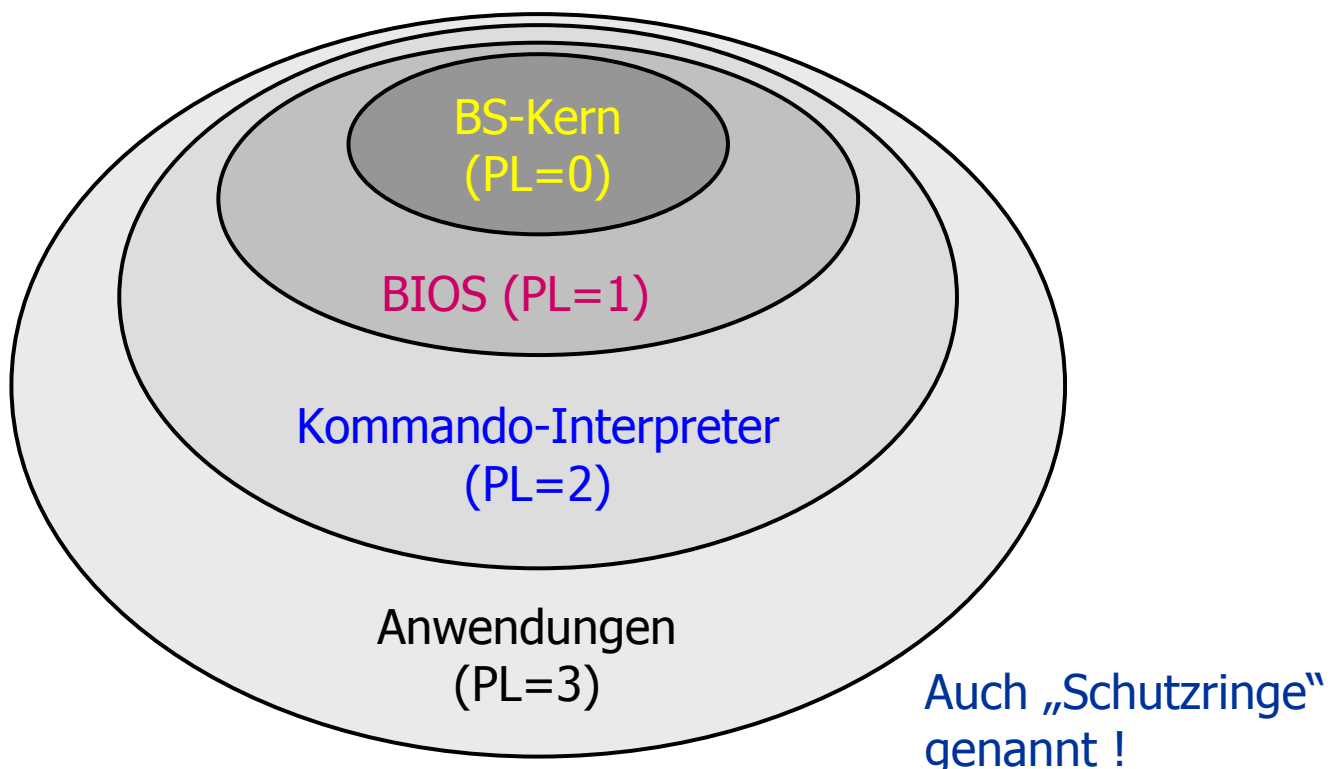
Schutzmechanismen

Schutzebenen (PL: Privilege Levels): Wichtigstes Mittel zur Realisierung von Schutzmechanismen

- Zweischutzebenen (bei Seitenverwaltung der x86-Prozessoren):
 - Betriebs-Systemmodus (supervisor mode)
 - Benutzermodus (user mode)
 - Ein Auftrag im Benutzermodus darf keine Daten und Programme des höherprivilegierten Betriebssystemmodus benutzen.
- Vierstufige Hierarchie bei Segmentverwaltung:
 - Privileg-Ebene PL = 0 entspricht der vertrauenswürdigsten Ebene (most trust level). Privileg-Ebene PL = 3 entspricht der am wenigsten vertrauenswürdigsten Ebene (least trust level)



Beispiel eines Systems mit vier Schutzebenen



Regeln für den Zugriffsschutz (*protection rules*)

- Ein Prozess darf nur auf Daten zugreifen, die höchstens genauso vertrauenswürdig (*trusted*) sind wie er selbst
- Ein Prozess darf nur Code benutzen, der mindestens genauso vertrauenswürdig ist wie er selbst
- Zugriffsrechte (*access rights*) garantieren, dass nur unter bestimmten Voraussetzungen auf die im Speicher abgelegten Informationen zugegriffen werden darf.

Sowohl die Schutzebenen als auch die Zugriffsrechte werden hardwaremäßig bei der Speicherverwaltung durch die Vergabe von Privileg-Ebenen und Rechten an Speichersegmente und Speicherseiten unterstützt.



Register des Steuerwerks eines DMA-Controllers

Statusregister:

Bitpaare pro Kanal zur Anzeige folgender Informationen:

R_i : Übertragungsanforderung (*request*) für Kanal i liegt vor

TC_i : Datenübertragung auf Kanal i beendet (*terminal count*)

Befehlsregister:

Bits zur Bestimmung der Arbeitsweise der einzelnen Kanäle

E_i : Freigabe des Kanals i (*enable*)

P_i : Prioritätensteuerung zwischen den Kanälen

SR_i : Software-Request (als Alternative zur REQ-Leitung) möglich

IE_i : Interrupt Enable für Kanal i



Steuerregister (eines pro Kanal)

Steuerregister:

bestimmt die Betriebsart des Kanals

T_1, T_0 : Typ der Übertragung (*send, receive, verify*)

AI: automatische Initialisierung (automatisches Nachladen der Zähler aus den Basisregistern nach Übertragungsende)

M_1, M_0 : Modus der Übertragung (Einzeltransfer, Blocktransfer, Transfer auf Anforderung)

C: Transferzyklen (*two-cycle transfer, fly-by transfer*)



Steuerregister (eines pro Kanal)

TT RT: Typ der Komponente für Target und Requester (Arbeitsspeicher / Peripherie)

TA_1, TA_0 RA_1, RA_0 : Aktion des Adresszählers für Target und Requester (Inkrement, Dekrement, Hold)

TB_1, TB_0 RB_1, RB_0 : Busbreite für Target und Requester (8, 16, 32 Bit)

