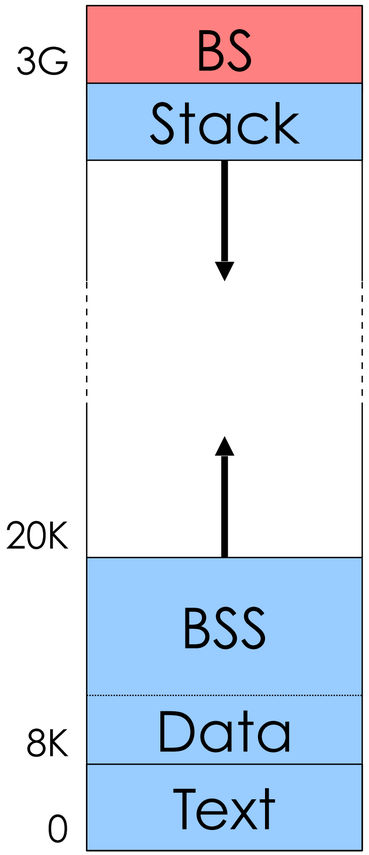
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DRESDEN

Faculty of Computer Science Institute of Systems Architecture, Operating Systems Group

SPEICHER

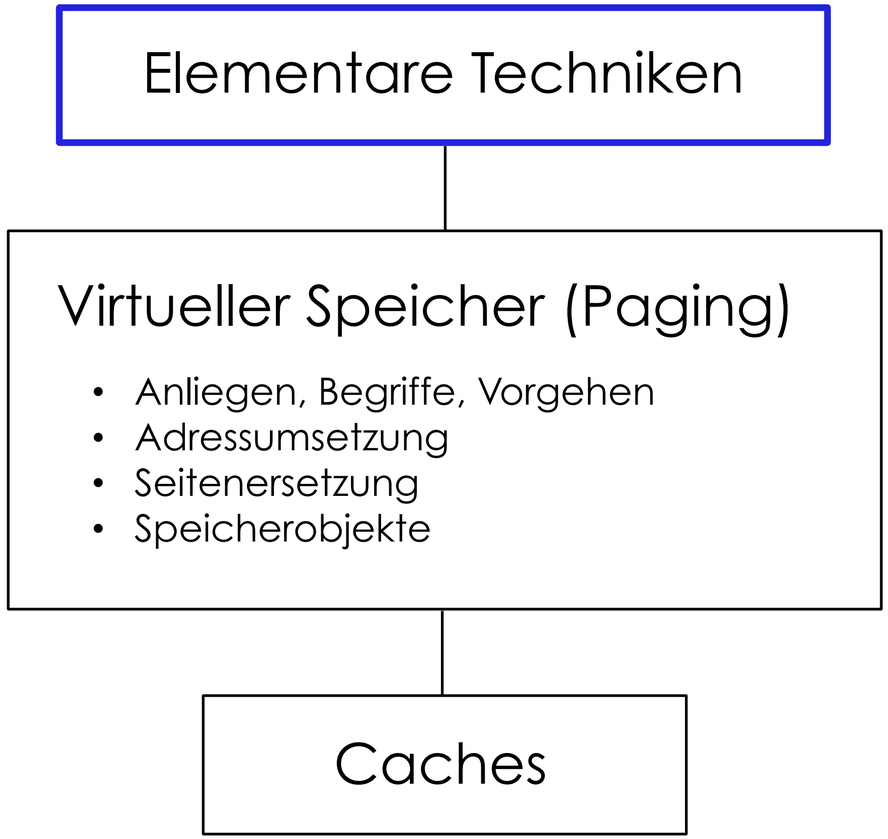
MICHAEL ROITZSCH

Aufgaben der Speicherverwaltung



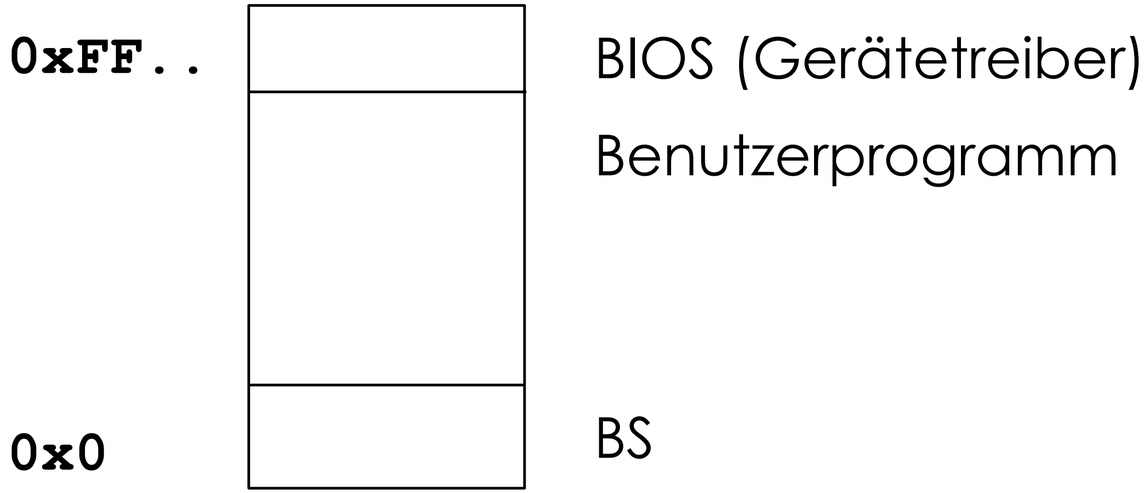
- Bereitstellung von Adressräumen
- Aufbau von Adressräumen durch Zuordnung logischer Objekte (Code-Segment, Daten-Segment, Stack, ...)
- Verwaltung des Betriebsmittels Hauptspeicher
- Schutz vor unerlaubten Zugriffen
- Organisation der gemeinsamen Nutzung („Sharing“) physischen Speichers und logischer Objekte

Wegweiser


Elementare Techniken
Virtueller Speicher (Paging)
• Anliegen, Begriffe, Vorgehen
• Adressumsetzung
• Seitenersetzung
• Speicherobjekte
Caches

Statisch

- Statische Speicherverwaltung
- keine Ein-/Auslagerung von Programmen/Daten
- Einfach-Rechner (MS-DOS), eingebettete Systeme
- Monoprogramming: ein Programm gleichzeitig
- Programme werden nacheinander geladen und ausgeführt



Multiprogramming

Mehrere Benutzer-Programme gleichzeitig; für jedes Benutzerprogramm gibt es einen oder mehrere Prozesse

Motivation (vgl. Prozesse)

- mehrere Benutzer eines Rechners (multiuser)
- mehrere Benutzerprozesse eines Benutzers
- Benutzerprozesse und Systemprozesse

Multiprogramming vs. parallele Threads/Prozesse

- parallele Prozesse Voraussetzung für Multiprogramming
- denkbar ist Monoprogramming mit vielen parallelen Threads
  z. B.: die ersten Systeme für Parallelrechner erlaubten nur ein Benutzerprogramm, das aber aus vielen Threads bestehen konnte

Feste oder variable Speicher-Partitionierung

Relokation

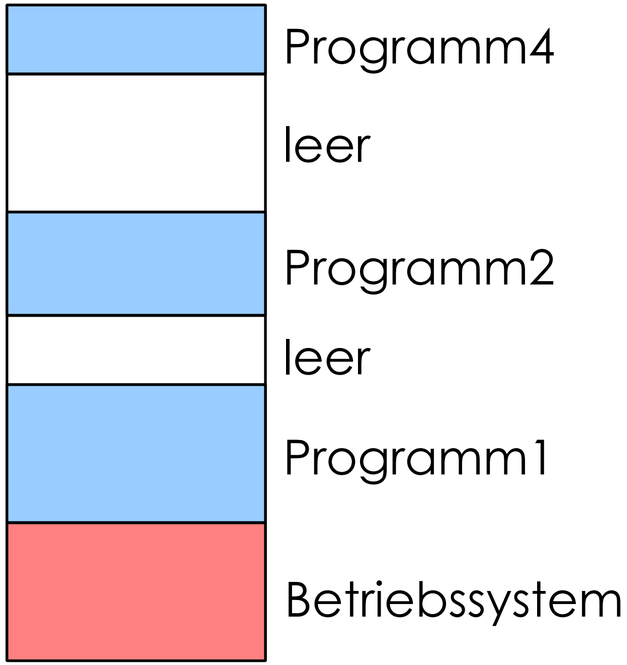
- Programme verwenden unterschiedliche Adressen, wenn sie in unterschiedlichen Partitionen ablaufen
- Umsetzen der Adressen
  - beim/vor dem Laden (Software)
  - zur Laufzeit (Hardware)

Schutz der Partitionen voreinander

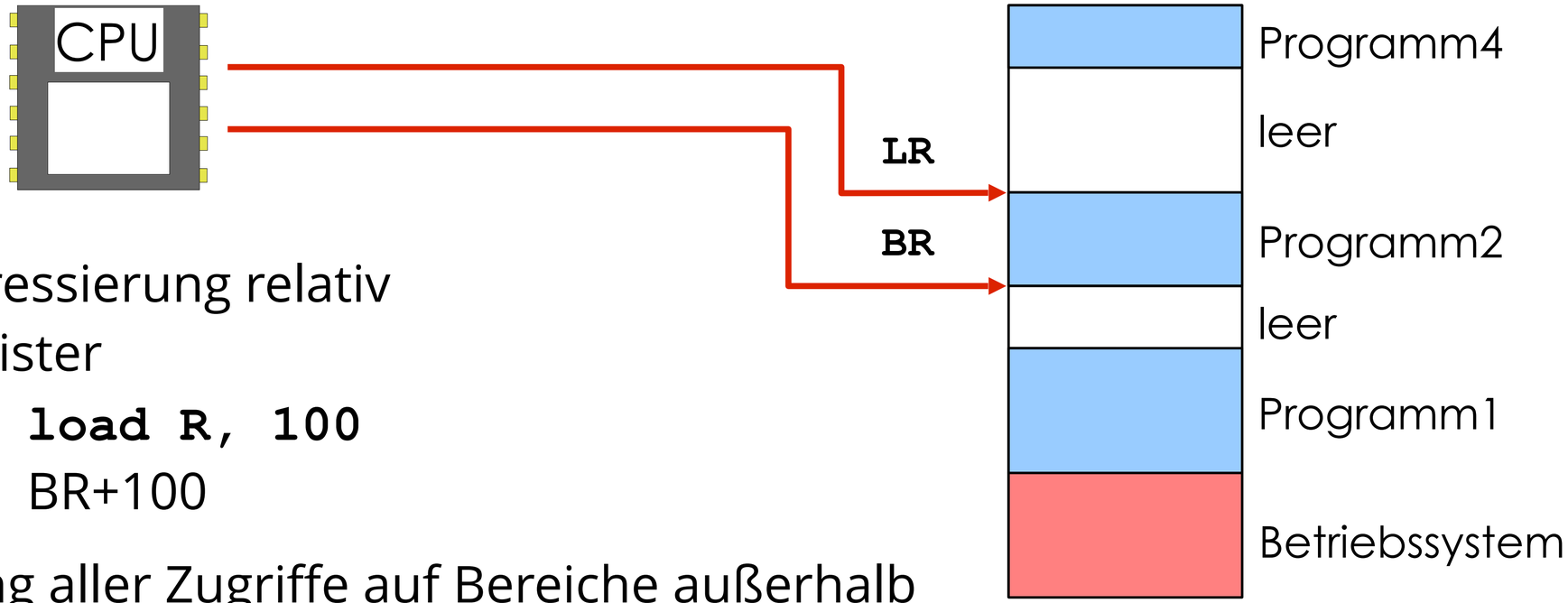
- Überprüfung der Adressen zur Laufzeit (Hardware)

Idee

- Entkoppelung der Adressen im Programmcode von den Adressen beim Speicherzugriff



Einfaches Modell: Basis- und Limit-Register



- gesamte Adressierung relativ zu Basis-Register
  z. B.: **`load R, 100`**
  Zugriff auf: BR+100
- Unterbindung aller Zugriffe auf Bereiche außerhalb [BR,LR]
- Konsequenz für Implementierung eines Prozess-Systems: bei Umschaltung müssen auch BR und LR umgeschaltet werden

Wachsen von Partitionen

Einlagerungsalgorithmen zur Verringerung des Verschnitts

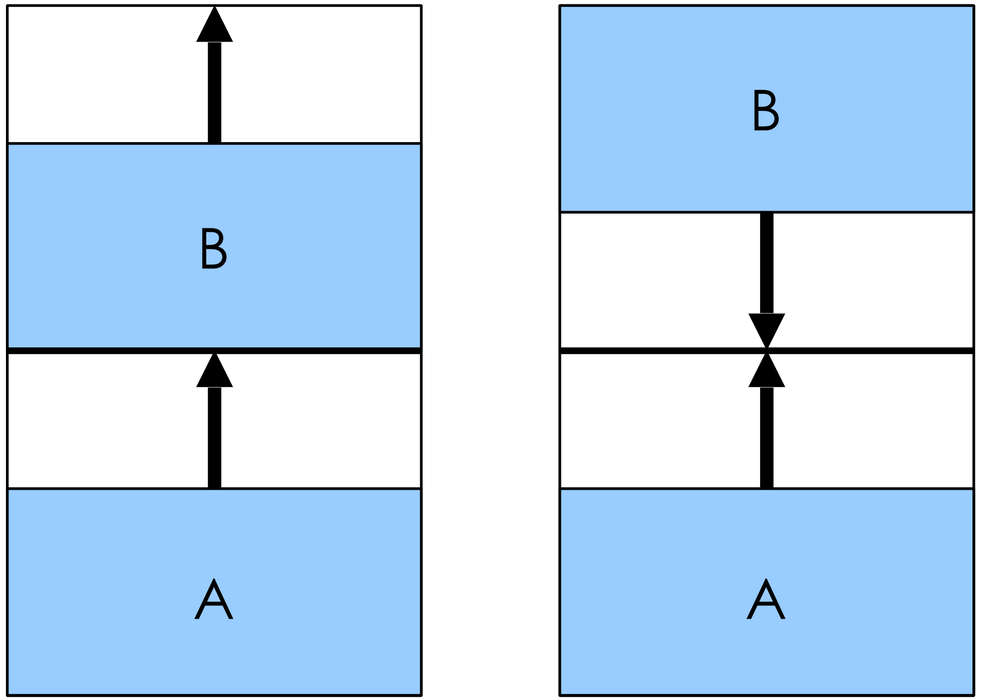
- First fit, Best fit, Buddy, ...

Verwaltung

- Bitmaps, Listen, Bäume, ...

heutige Relevanz

- z.B. Anordnung von Dateien auf Speichergeräten



Partitionen: Nachteile und Probleme

- Verschnitt: Speicherfragmente zwischen den Partitionen können unpassende Größe haben (externe Fragmentierung)
- Programmstartzeiten: vollständiges Laden vor Ausführung
- Limitation der Größe eines Prozesses durch verfügbaren Hauptspeicher
- „ruhende“ Teile: auch ungenutzte Bereiche belegen Speicher

Swapping: Ein-/Auslagern ganzer Prozesse

Vorgehen

Partitionen von blockierten Prozessen werden auf persistenten Speicher ausgelagert (z. B. auf Platte) und bei Gelegenheit wieder eingelagert.

Mehrebenen-Scheduling: auch bereite Prozesse werden ausgelagert

Nachteile

- Ein-/Auslagerungszeit: vollständiger Prozess wird ausgelagert
- Platzbedarf auf Externspeicher

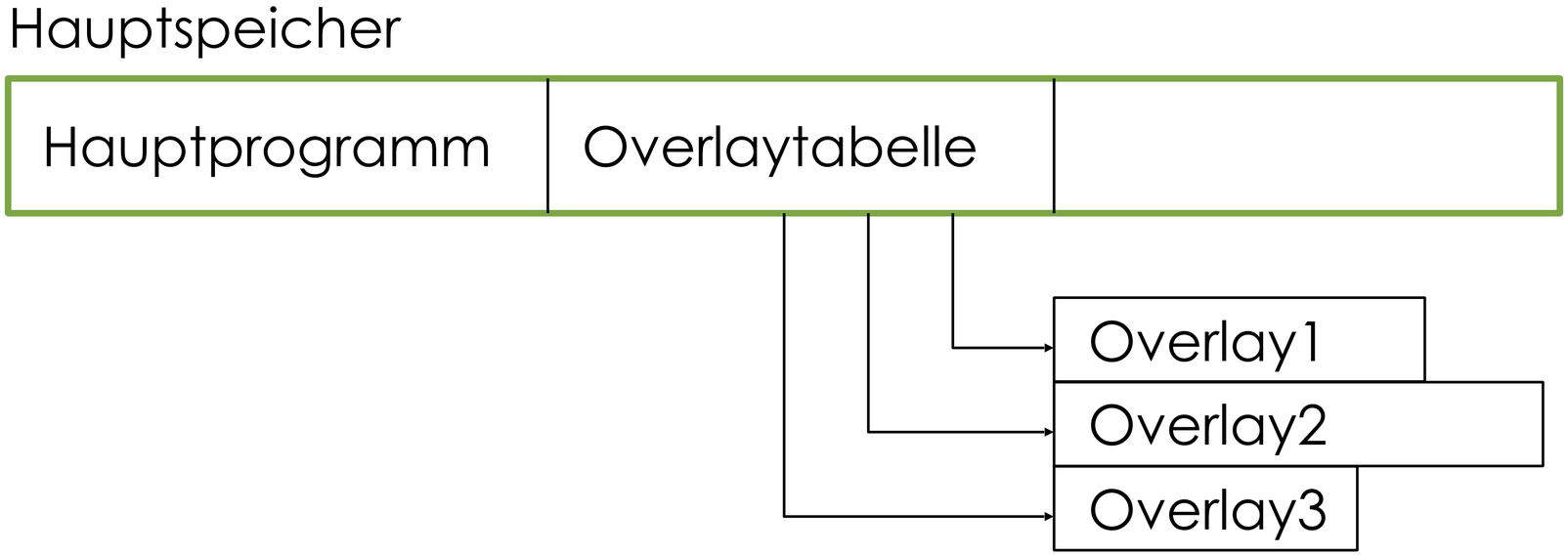
Overlays / Überlagerungstechnik

Vorgehen

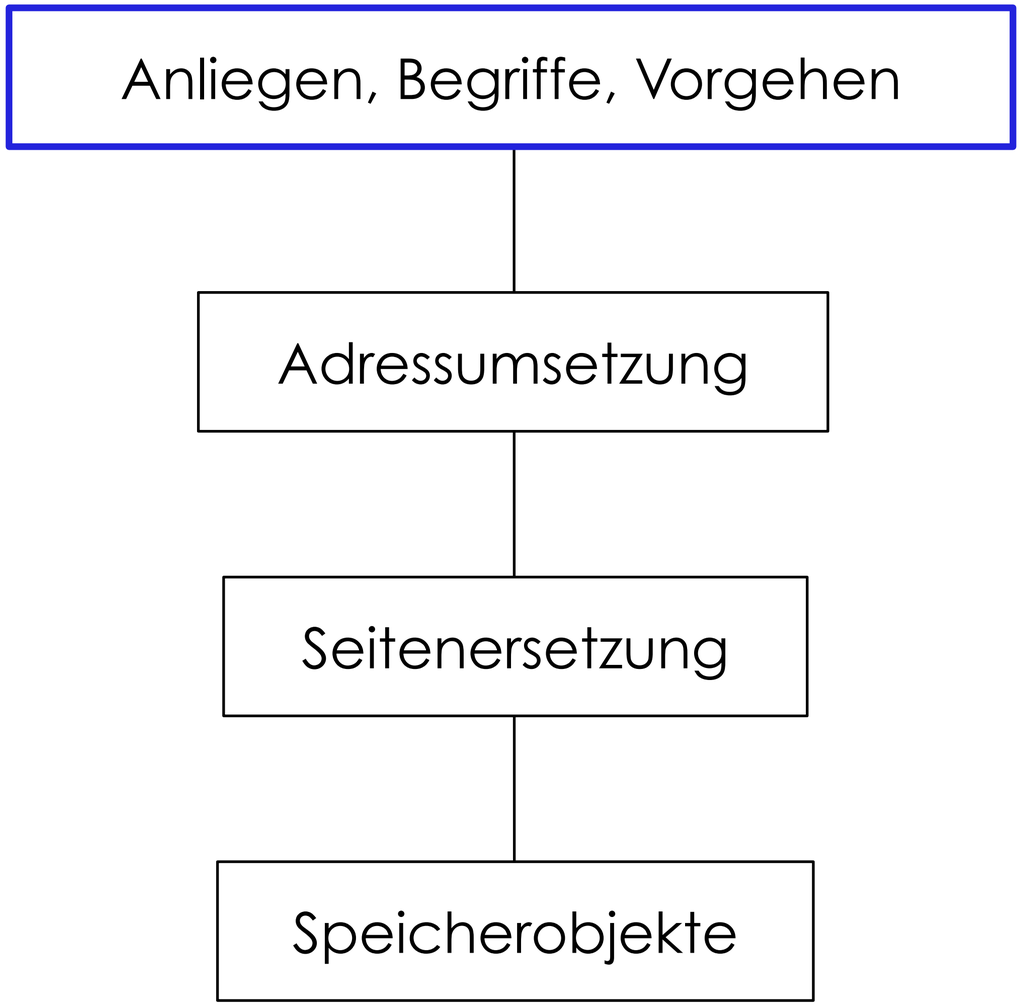
- Programm in Stücke zerlegen, die nicht gleichzeitig im Speicher sein müssen
- beliebig große Programme möglich

Nachteil

- manueller Aufwand



Wegweiser: Virtueller Speicher



Adressraum

Begriff

- Menge direkt zugreifbarer Adressen und deren Inhalte
- Größe bestimmt durch Rechner-Architektur

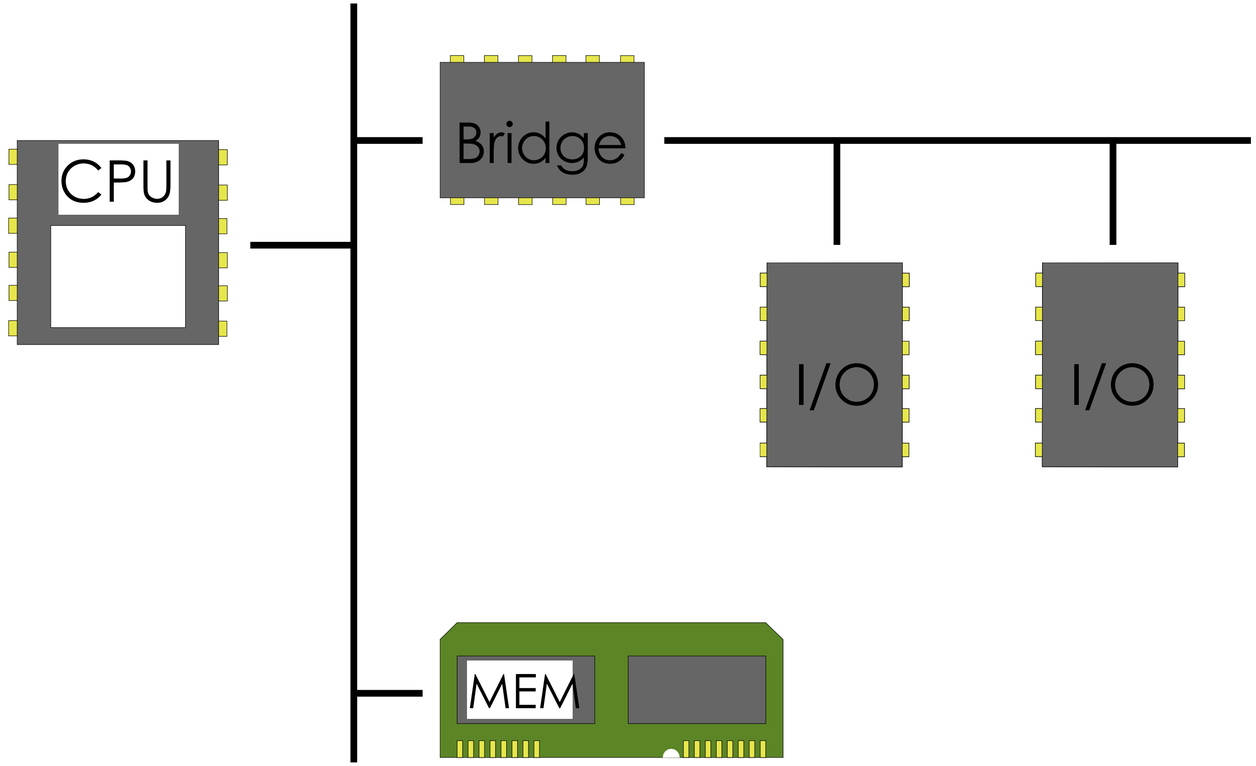
Physischer Adressraum

- durch Adressleitungen gebildeter Adressraum,
  z. B. am Speicher- oder Peripherie-bus eines Rechners
- Abbildung der Prozessor-Adressen auf die vorhandenen Speicherbausteine und E/A-Controller

Virtueller (logischer) Adressraum eines Prozesses

- dem Prozess zugeordneter Adressraum

Physische Adressräume



Nutzung eines virtuellen Adressraums

Unix-Adressraum

- Jeder Prozess bekommt seinen eigenen virtuellen Adressraum zur exklusiven Nutzung
- Prozess kann diesen nach eigenen Anforderungen individuell gestalten

Regionen (Segmente)

- Logisch zusammenhängende Adressbereiche
- Speicherobjekte werden Regionen zugeordnet: Mapping

Virtueller Speicher

Forderungen an Adressräume und ihre Implementierung

- groß (soweit die Hardware zulässt, z. B. jeder bis zu 4 GB)
- frei teilbar und nutzbar
- Fehlermeldung bei Zugriff auf nicht belegte Bereiche
- Schutz vor Zugriffen von anderen Prozessen
- Einschränken der Zugriffsrechte auf bestimmte Bereiche
  (z. B. Code nur lesen)
- sinnvoller Einsatz des physischen Speichers: effiziente Nutzung durch viele Prozesse, kurze Ladezeiten
- transparent für Programmierer, aber steuerbar

Prinzipien der virtuellen Speichers

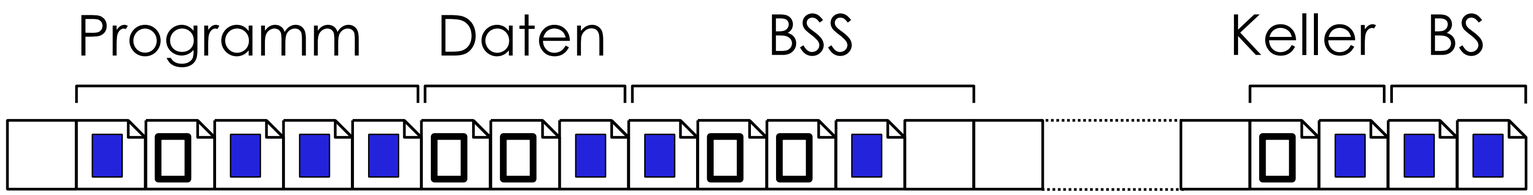
Idee: Indirektion

- Prozess (Code, Daten) arbeitet mit virtuellen Adressen
- flexible Abbildung auf physische Adressen

Granularität durch Partitionierung

- des virtuellen Adressraums in Seiten / Pages
- der Hauptspeichers in Kacheln / Rahmen / Page Frames
- jeweils gleicher Größe
- Organisation der Zuordnung der Stücke zueinander durch Hardware und Betriebssystem

Eine denkbare Situation



unbenutzt, ungültig

gerade im Hauptspeicher

gerade nicht im Hauptspeicher, aber ein gültiger Bereich – z. B. ausgelagert auf Platte

Voraussetzung: Lokalitätsprinzip

Beobachtung

Der von einem Prozess innerhalb eines bestimmten Zeitintervalls benötigte Teil seines Adressraumes verändert sich nur mehr oder weniger langsam.

Ursachen

- sequentielle Arbeit eines VON-NEUMANN-Rechners
- Programmcode enthält Schleifen
- Programmierung in Modulen
- Zugriff auf gruppierte Daten

Virtueller Speicher: Begriff

Der virtuelle Speicher ist eine Technik, die jedem Prozess einen eigenen, vom physischen Hauptspeicher unabhängigen logischen (virtuellen) Adressraum bereitstellt,

basierend auf

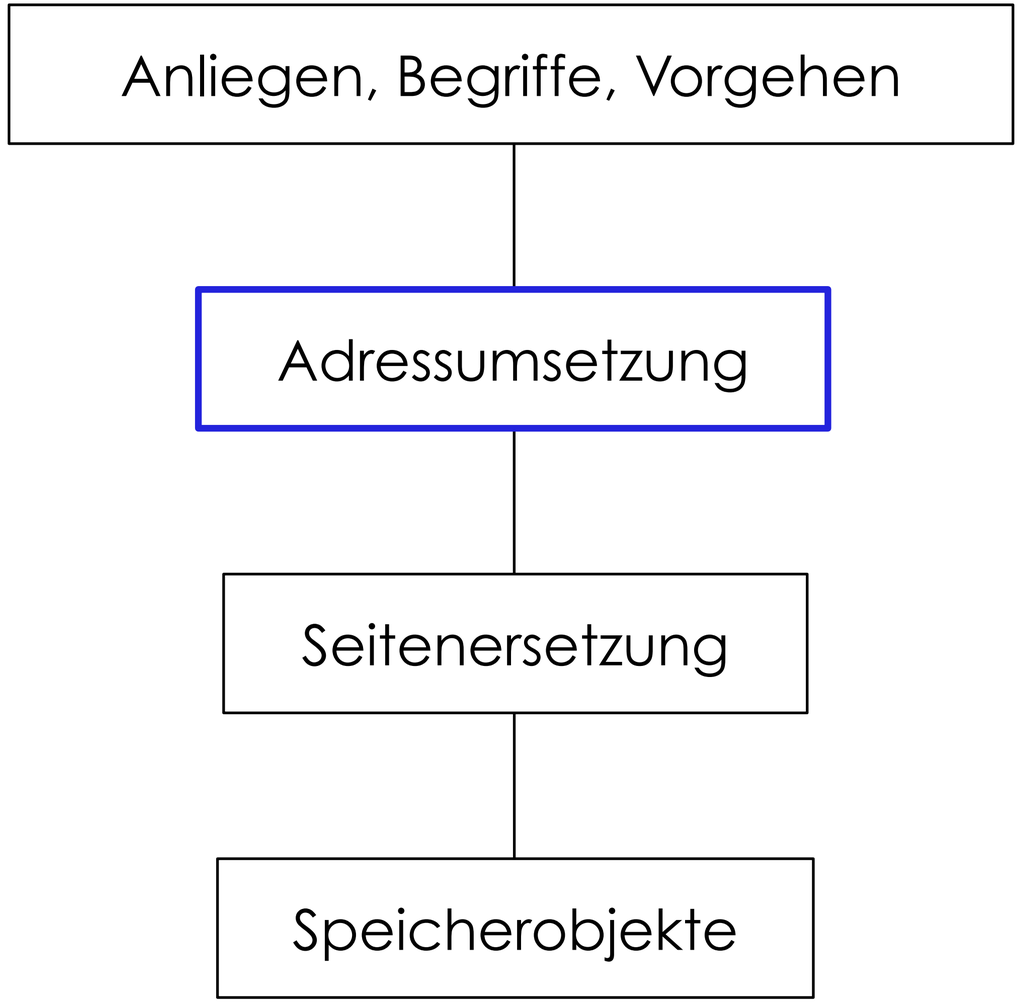
- einer Partitionierung von Adressräumen in Einheiten einheitlicher Größe (Seiten, Rahmen)
- einer Adressumsetzung durch Hardware, gesteuert durch das Betriebssystem
- der Nutzung eines externen Speichermediums
- einer Ein- und Auslagerung von Teilen des logischen Adressraums eines Prozesses durch Betriebssystem

Virtueller Speicher im Betriebssystem

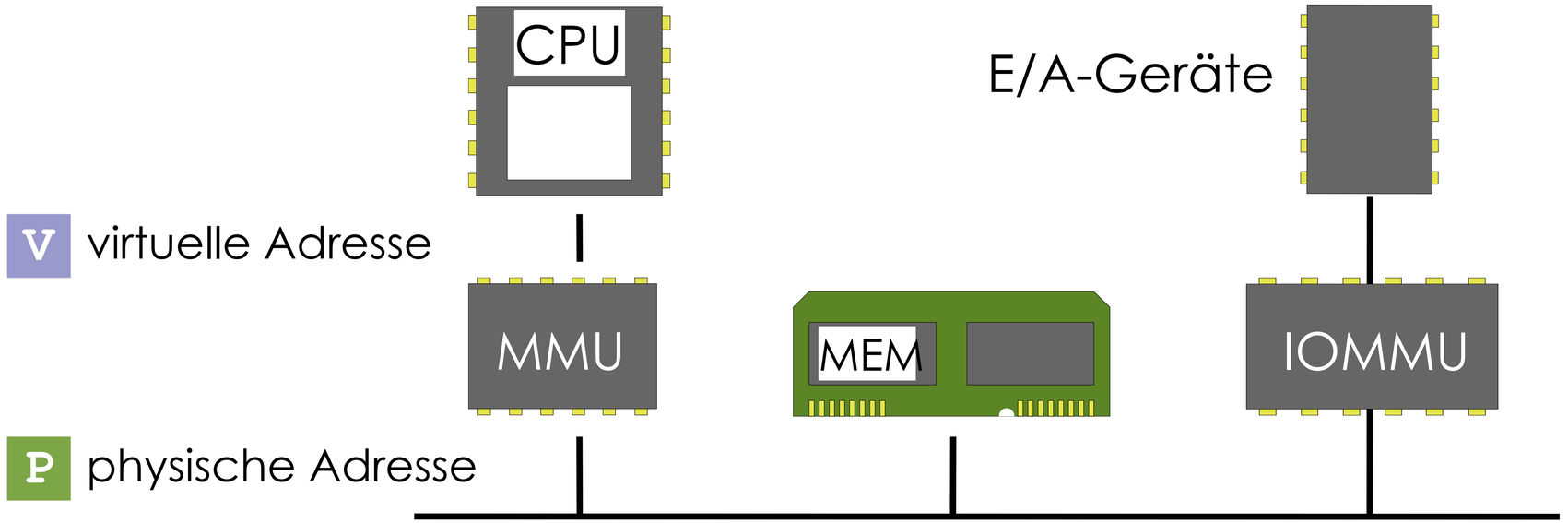
Teilaufgaben

- Verwaltung des Betriebsmittels Hauptspeicher
- Seitenfehler-Behandlung
- Aufbau der Adressraumstruktur: Speicherobjekte und Regionen
- Interaktion der Prozess- und Speicher-Verwaltung

Wegweiser: Virtueller Speicher



Rechnerarchitektur: Addressumsetzung



MMU (Memory Management Unit)

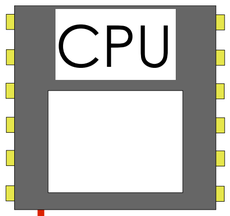
- Abbildung: virtuelle → reale (physische) Adresse
- Schutz bestimmter Bereiche (lesen/schreiben)
- Betriebssystemaufruf bei abwesenden/geschützten Seiten: Seitenfehler / Page Fault

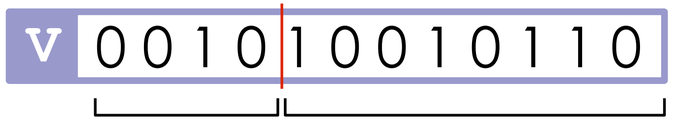
Prinzipielle Arbeitsweise einer MMU

virtuelle Adresse

physische Adresse

Prinzipielle Arbeitsweise einer MMU



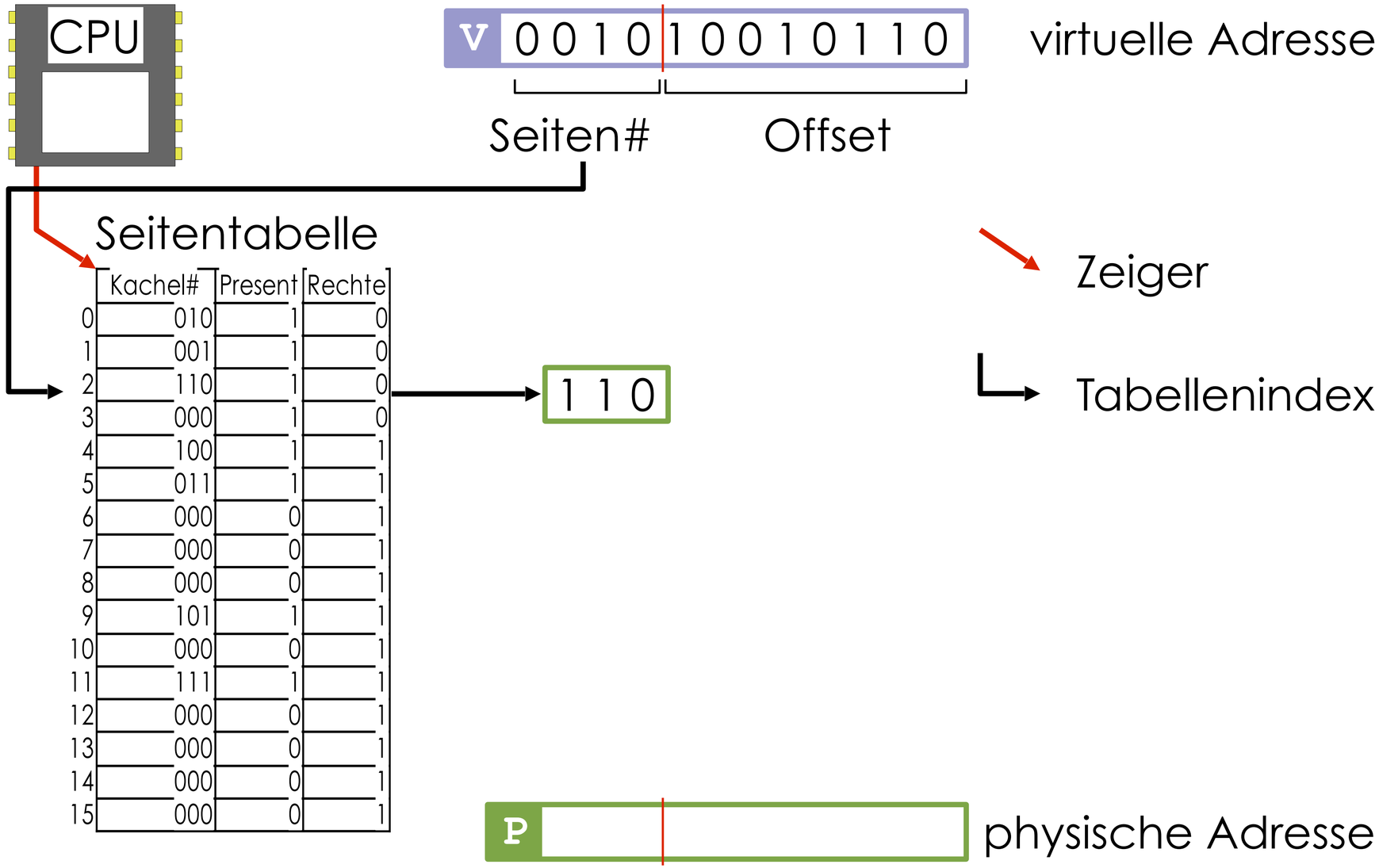


Seitentabelle

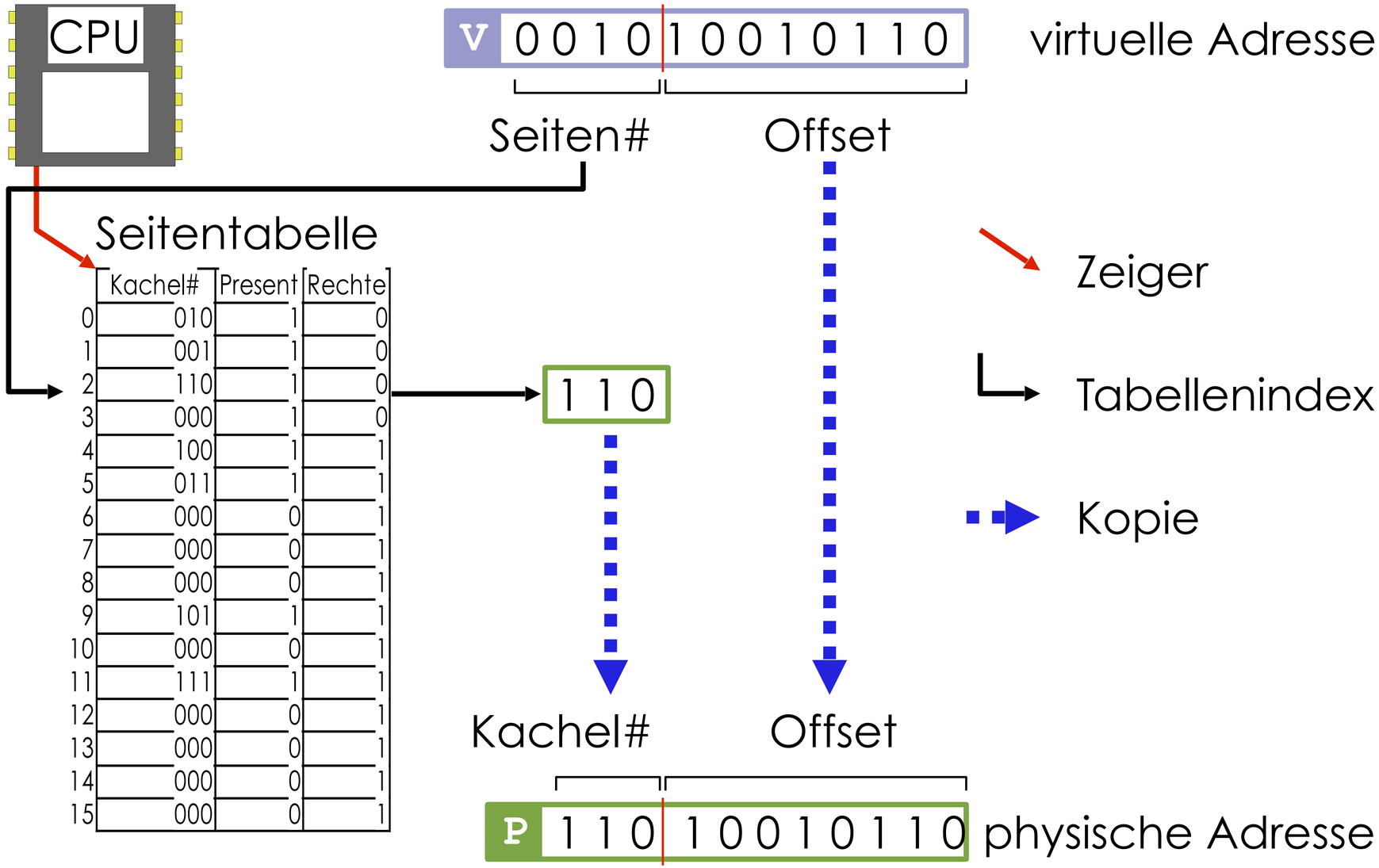
	Kachel#	Present	Rechte
0	010	1	0
1	001	1	0
2	110	1	0
3	000	1	0
4	100	1	1
5	011	1	1
6	000	0	1
7	000	0	1
8	000	0	1
9	101	1	1
10	000	0	1
11	111	1	1
12	000	0	1
13	000	0	1
14	000	0	1
15	000	0	1

Zeiger

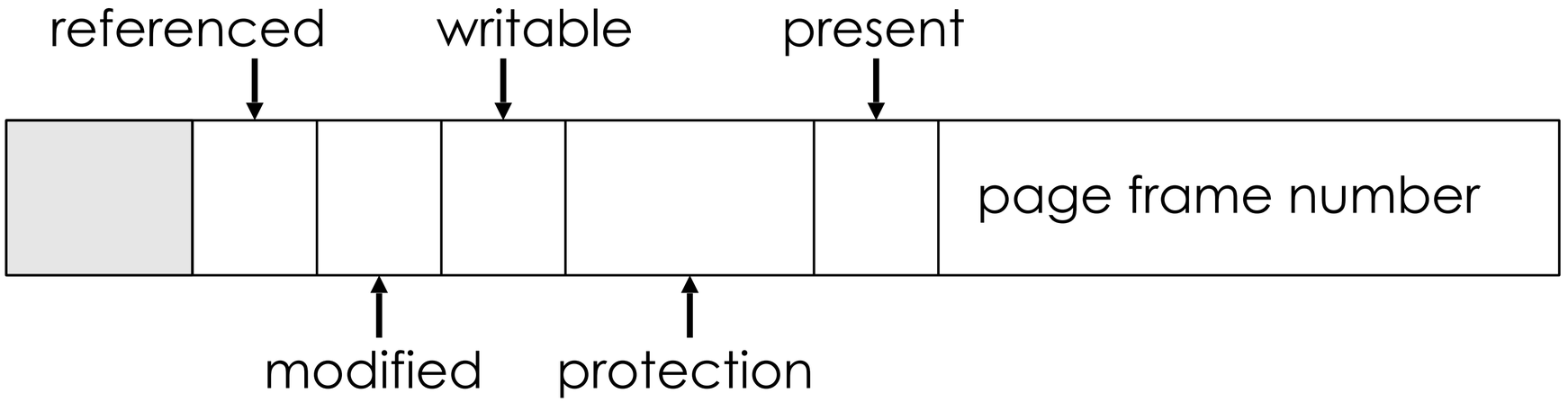
Prinzipielle Arbeitsweise einer MMU



Prinzipielle Arbeitsweise einer MMU



Aufbau eines Seitentabelleneintrags



Seiten-Attribute

- present Seite befindet sich im Hauptspeicher
- protection erlaubte Art von Zugriffen (CPU-Modus)
- writable schreibbar, manchmal auch executable-Bit
- modified schreibender Zugriff ist erfolgt („dirty“) – wird von MMU gesetzt
- referenced irgendein Zugriff ist erfolgt – wird von MMU gesetzt

Speicherzugriff

Bei jedem Speicherzugriff:

- MMU überprüft **Präsenz** und **Rechte**
- mögliche Fehler: not present, not writable, protected, ...
- setzen der modified- und referenced-Bits

Ablauf eines Seitenfehlers (exception):

- Zurücksetzen des auslösenden Befehls
- Umschaltung des Prozessormodus zum Kern
- Ablegen der auslösenden Adresse und der Zugriffsart auf dem Stack
- Seitenfehlerbehandlung durch Betriebssystem
- letzte Instruktion des Handlers: `iret`

Seitenfehlerbehandlung

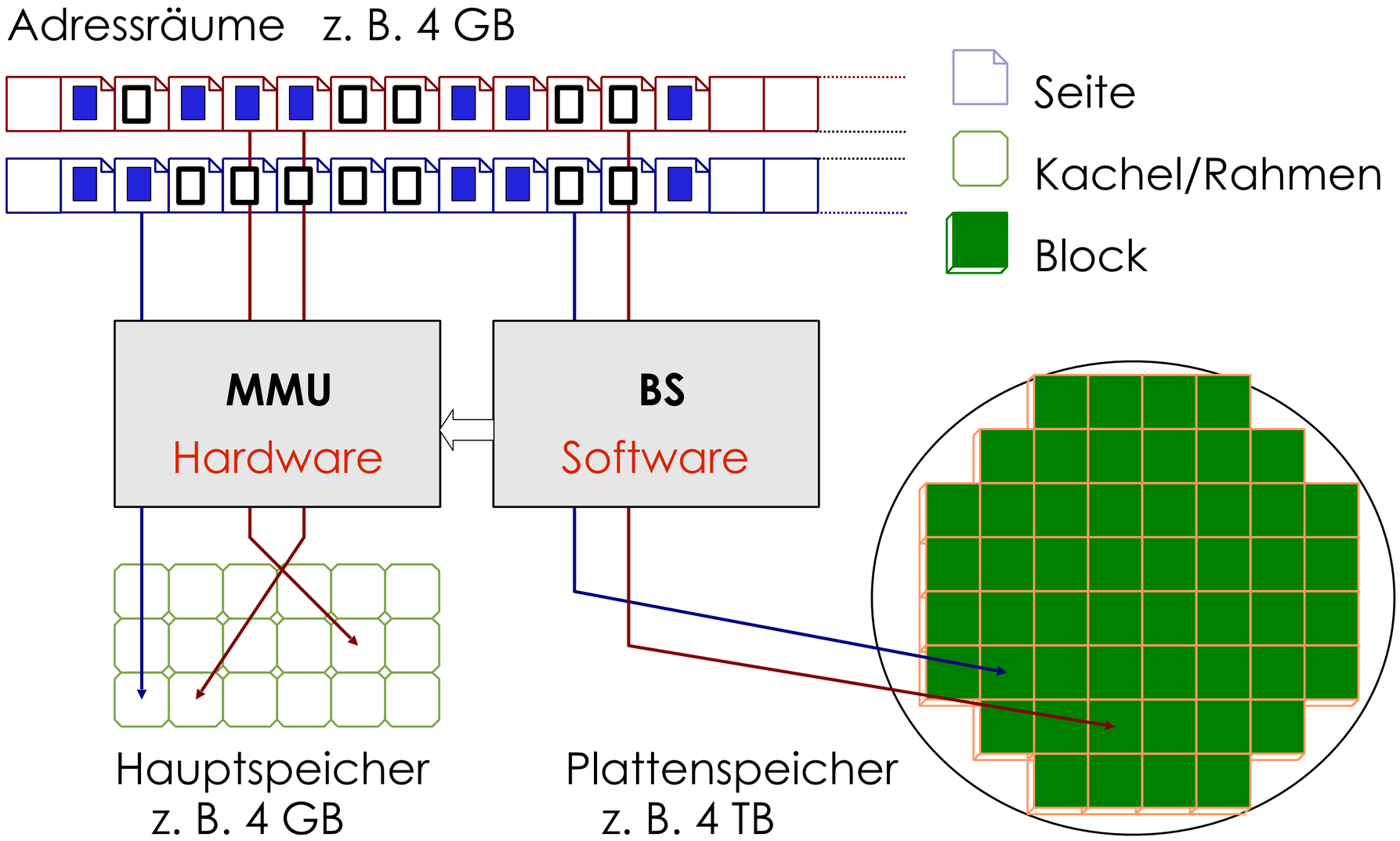
„Echter“ Fehler

- zum Beispiel Zugriff auf ungültigen Speicherbereich
- Prozess wird Signal **`SIGSEGV`** zugestellt
- Standardreaktion: Prozess wird beendet

Reparabler Seitenfehler

- Zugriff gültig, aber Seite momentan nicht im Speicher
- wird transparent im Betriebssystem behandelt
- je nach Speicherobjekt zum Beispiel durch Nachladen
- entsprechende Manipulation der Seitentabelle
- Prozess wird anschließend fortgesetzt

Seiten, Kacheln, Blöcke



MMU-Probleme: Größe und Geschwindigkeit

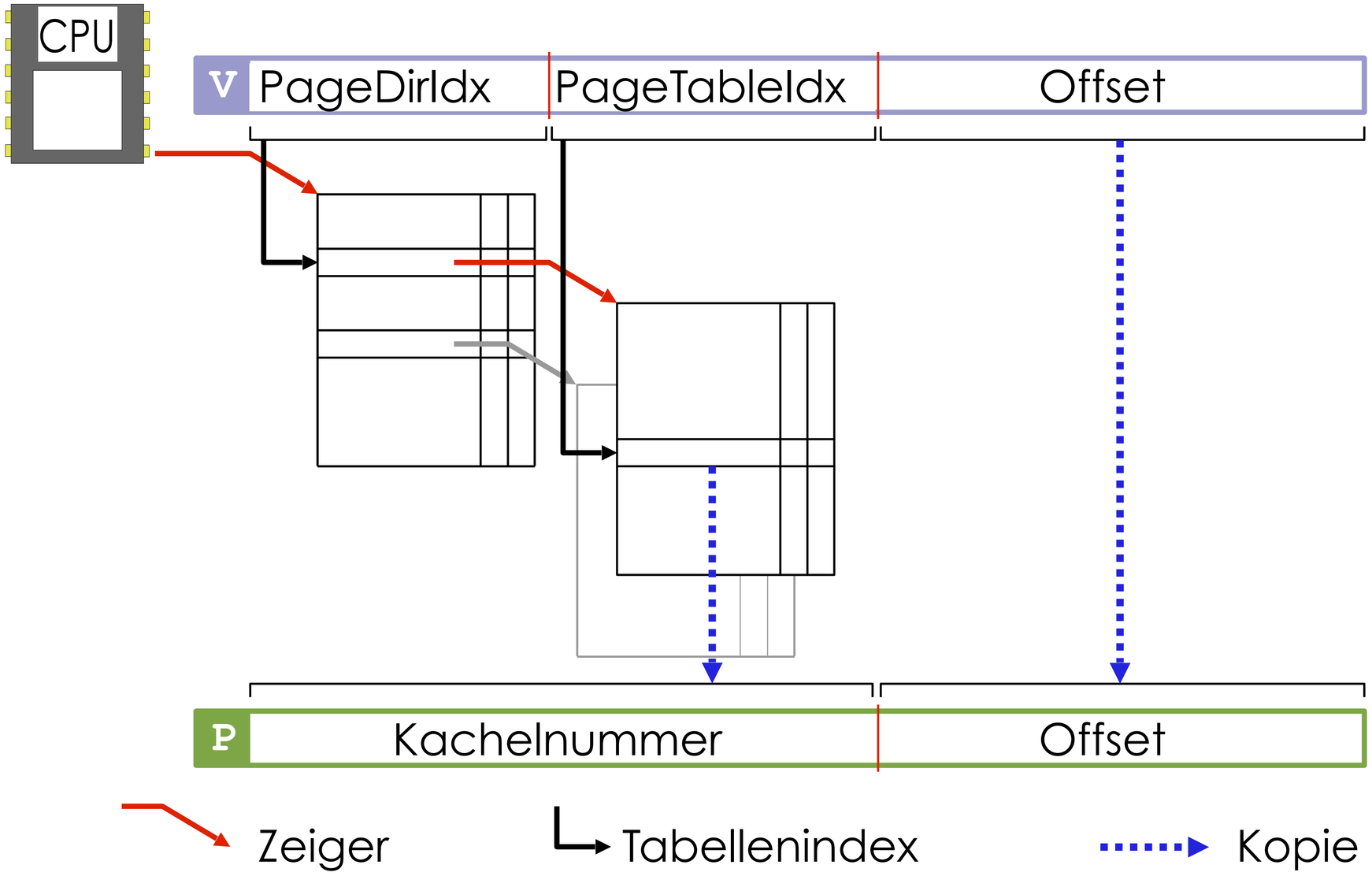
Problem 1: Größe – ein Beispiel

- Realspeicher: 4 GB
- virtuelle Adressen: 64 Bit
- Seitengröße: 4 KB
- Aufteilung virtuelle Adressen: 52 Bit Index in der Seitentabelle
- Größe Seitentabelle: 2^{52} * 8B = 32PB pro Prozess

Problem 2: Geschwindigkeit der Abbildung – ein Beispiel

- CPU-Takt: 1 GHz → 1 ns (4 Speicherzugriffe)
- Speicher-Latenz: 100 – 300 ns

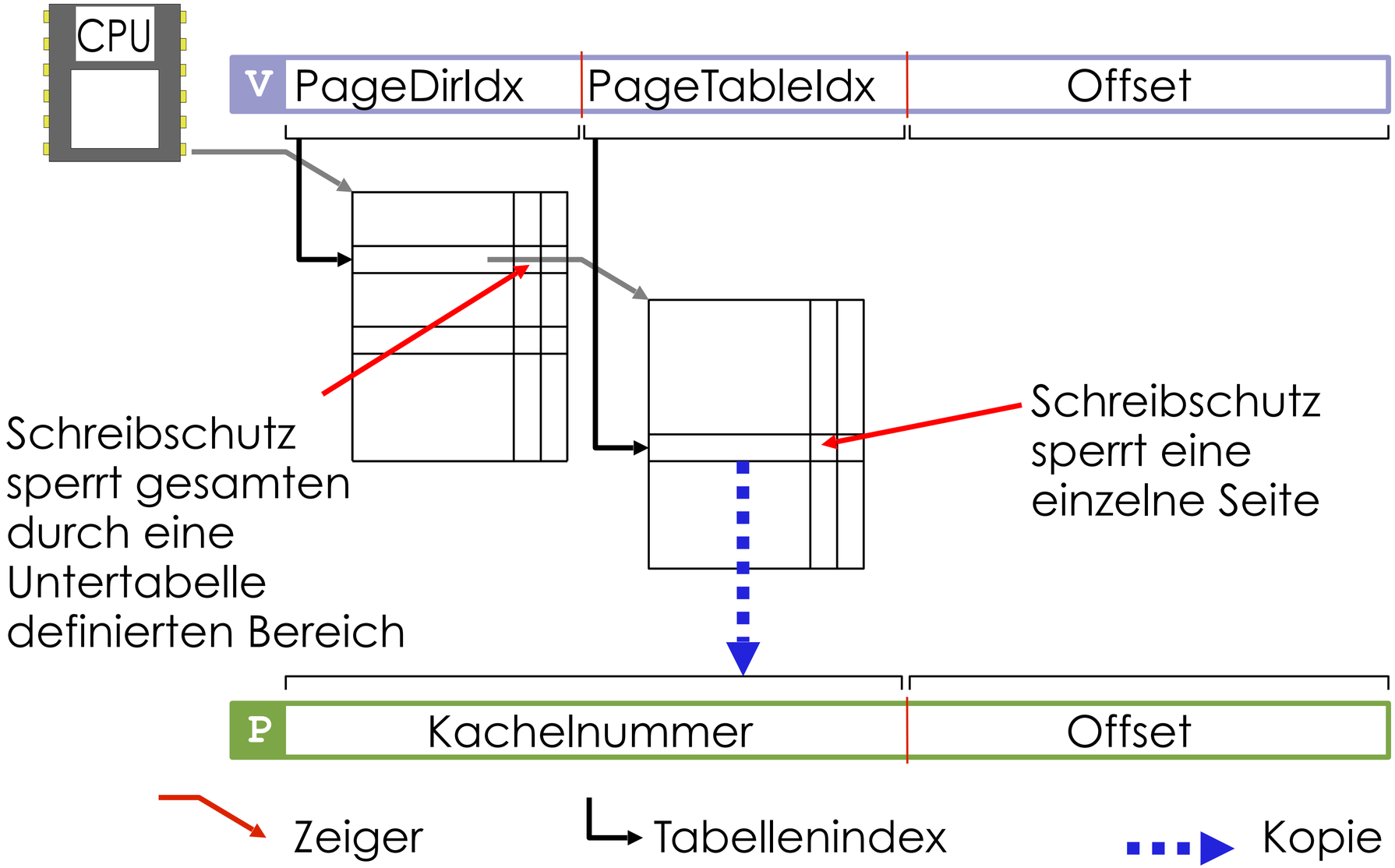
Problem 1: Baumstrukturierte Seitentabellen



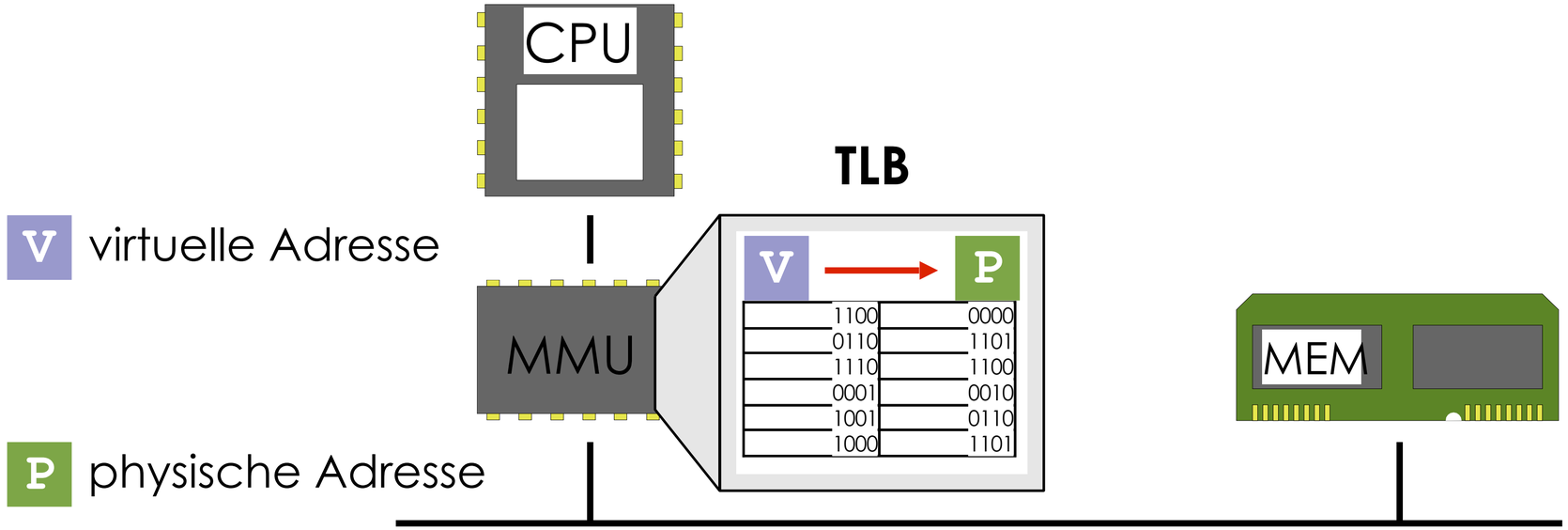
Eigenschaften baumstrukturierter Seitentabellen

- Seitentabellen nur bei Bedarf im Hauptspeicher:
  auf höherer Stufe kann bereits vermerkt sein, dass keine Unter-Tabellen vorhanden sind, **dadurch Platz-Einsparung**
- Hierarchiebildung möglich (nächste Folie):
  z. B. durch Schreibsperre in höherstufiger Tabelle ist ganzer Adressbereich gegen Schreiben schützbar
- Gemeinsame Nutzung („Sharing“)
  Seiten und größere Bereiche in mehreren Adressräumen gleichzeitig
- beliebig schachtelbar:
  64-Bit-Adressräume
- Zugriff auf Hauptspeicher wird **noch langsamer:**
  2 oder mehr Umsetzungsstufen

Hierarchiebildung



Problem 2: Schnellere Abbildung



Translation Look Aside Buffer (TLB)

- schneller Speicher für schon ermittelte Abbildungen virtueller auf physische Adressen
- wird vor Durchsuchen der Seitentabellen inspiziert
- muss eventuell bei Adressraumwechsel gelöscht werden

Alternative Implementierungen

Alternative: Inverse Seitentabellen

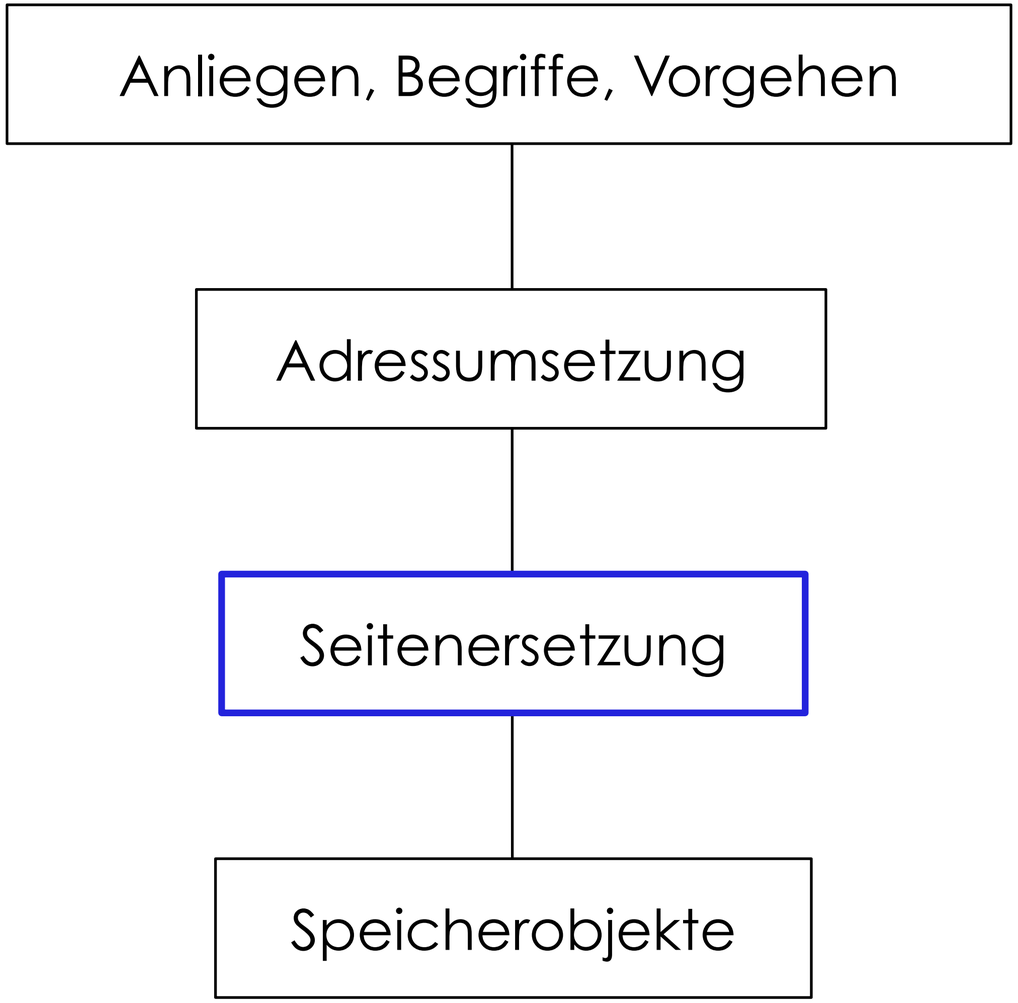
- zu jeder Kachel wird Prozess-Id, Seitennummer geführt
- bei TLB-miss wird gesucht
- Implementierung als Hash-Tabellen (Hashed Page Tables)
- z. B. PowerPC-Architektur
- Vorteile: kleine Seitentabellen,
  nur abhängig von Anzahl der Kacheln
- Nachteile: Suchaufwand, keine Hierarchiebildung (z. B. Schreibschutz für größere Bereiche), Sharing aufwändig

Alternative Implementierungen

Alternative: Software-implementierte Seitentabellen

- MMU benutzt nur TLB
- Seitentabellen oder beliebige andere Datenstruktur wird in Software vom Betriebssystem verarbeitet
- Seitenfehlerbehandlung lädt TLB neu
- z. B. Alpha-Architektur
- Vorteil: total flexibel, Prozess-spezifische Verwaltung
- Nachteil: hoher Overhead bei TLB-misses

Wegweiser: Virtueller Speicher



Hauptspeicherverwaltung

Aufgaben

- Zuteilung von Kacheln bei Speicheranforderung
- Buchführung: welche Kacheln sind belegt und durch wen
- Entziehen von Kacheln bei Speicherknappheit
- Frage: Welche Kachel wird bei Knappheit verdrängt?

Seitenersetzungsverfahren

Problem

Eine Kachel wird benötigt, aber der Speicher ist voll. Eine Seite ist zu verdrängen.

Wie wird verdrängt?

Kachel aus Seitentabelle austragen (TLB-Eintrag löschen)
falls modifiziert: Sichern des Inhalts auf persistentem Speicher

Welche Seite wird verdrängt?

- optimal: die Seite wird verdrängt, die in Zukunft am längsten nicht benötigt wird (im Besten Fall nie wieder)
- Realität: Heuristiken basierend auf Lokalitätsprinzip,
  Nutzung der Attribute *modified (dirty)* und *referenced (accessed)* aus den Seitentabellen-Einträgen

Strategie: FIFO – First In First Out

Verdränge die älteste Seite, d.h. die Kachel, die schon am längsten ihren jetzigen Inhalt hat

Vorteil

- keine Information über tatsächliches Referenzverhalten nötig
- einfach implementierbar

Nachteil

- ignoriert Lokalitätsverhalten
- dadurch mit typischem Code viele unnötige Seitenfehler
- BELADY'sche Anomalie

Strategie: LRU – Least Recently Used

Verdränge am längsten nicht genutzte Seite

Vorteil

- in der Praxis gute Näherung für optimalen Algorithmus

Nachteil

- sehr aufwendige Realisierung
- jeder Speicherzugriff müsste berücksichtigt werden
- Hardware müsste alle Zugriffe protokollieren
- daher nur Annäherungen per Software möglich

Strategie: NRU – Not Recently Used

Verdränge eine aktuell ungenutzte Seite, d.h. Wahl einer beliebigen Kachel in folgender Rangfolge:

- nicht benutzt, nicht modifiziert
- benutzt, nicht modifiziert
- nicht benutzt, modifiziert
- benutzt, modifiziert

Ermitteln der zeitlichen Lokalität

- durch regelmäßiges Zurücksetzen der referenced-Bits
- nach Zeitintervall oder reihum

Strategie: Second Chance

Verdränge die älteste (nach FIFO), im Inspektionsintervall nicht referenzierte (NRU) Seite

 : referenced-Flag

- Bei den Seiten, die auf die Kacheln A, B und E abgebildet werden, ist das referenced-Flag momentan gesetzt

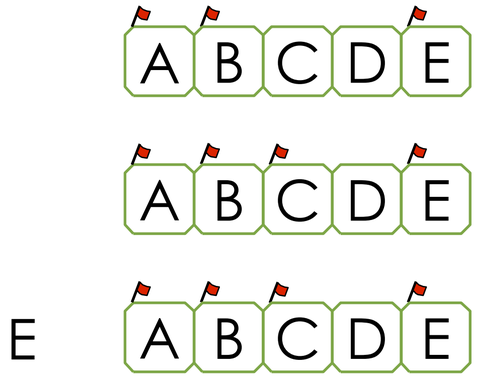
Strategie: Second Chance

: referenced-Flag

C

- C wird referenziert

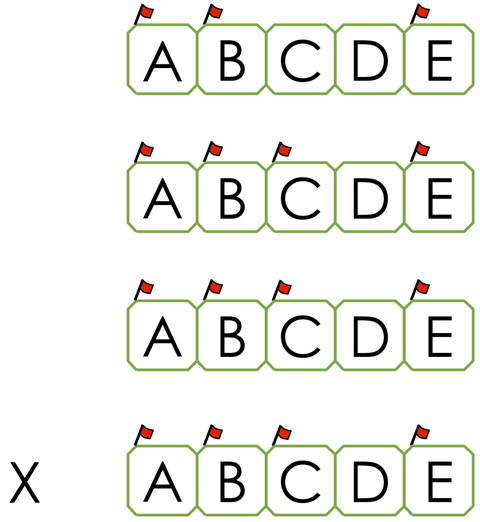
Strategie: Second Chance



: referenced-Flag

- E wird referenziert

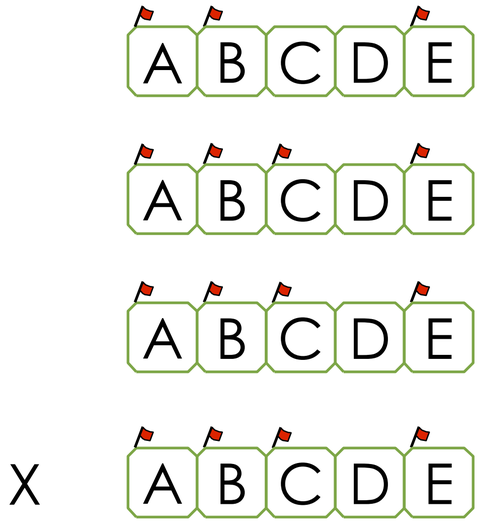
Strategie: Second Chance



: referenced-Flag

- X wird referenziert → Seitenfehler → BS benötigt eine freie Kachel → Seitenersetzung

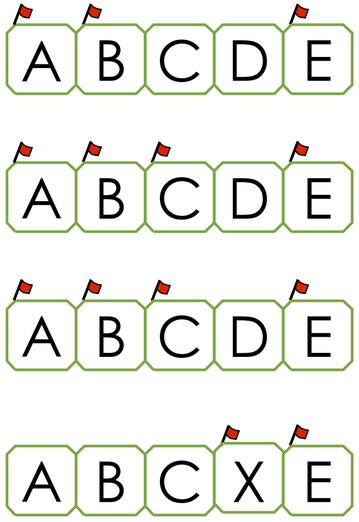
Strategie: Second Chance



: referenced-Flag

- X wird referenziert → Seitenfehler → BS benötigt eine freie Kachel → Seitenersetzung
- von A beginnend sucht das BS eine Kachel ohne referenced-Flag, dabei werden die ref-Flags in den Seitentabellen gelöscht

Strategie: Second Chance



: referenced-Flag

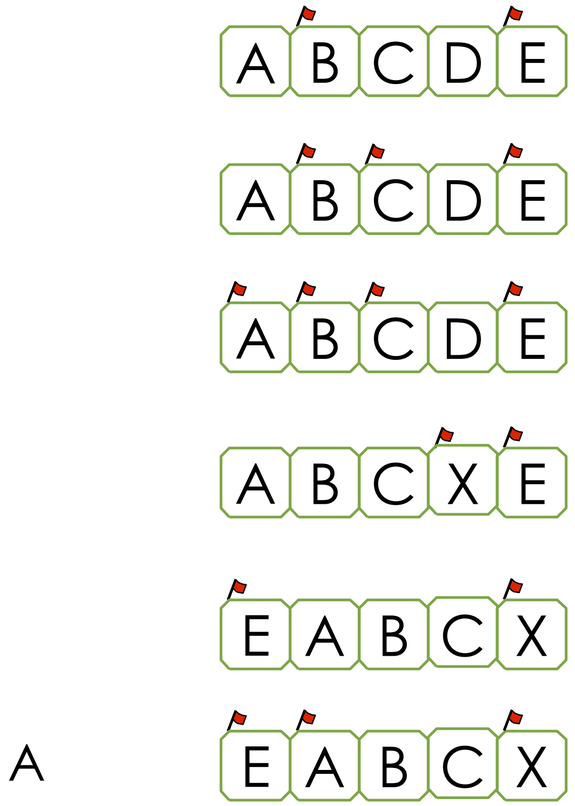
- X wird referenziert → Seitenfehler → BS benötigt eine freie Kachel → Seitenersetzung
- von A beginnend sucht das BS eine Kachel ohne referenced-Flag, dabei werden die ref-Flags in den Seitentabellen gelöscht
- D wurde zuletzt nicht referenziert → D wird ersetzt

Strategie: Second Chance

 : referenced-Flag

- X wird referenziert → Seitenfehler → BS benötigt eine freie Kachel → Seitenersetzung
- von A beginnend sucht das BS eine Kachel ohne referenced-Flag, dabei werden die ref-Flags in den Seitentabellen gelöscht
- D wurde zuletzt nicht referenziert → D wird ersetzt
- FIFO-Liste wiederherstellen

Strategie: Second Chance

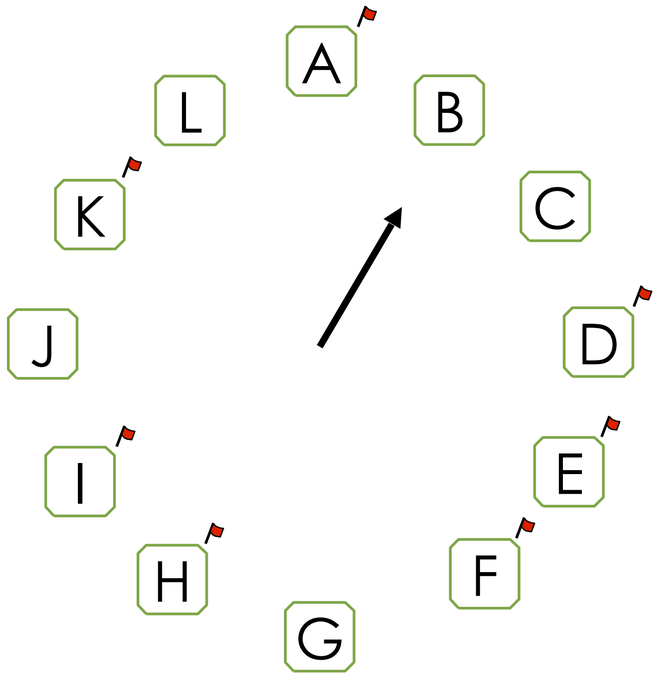


: referenced-Flag

- A wird referenziert → „2. Chance“

Strategie: Clock-Algorithmus

```
while (Kachel[i].referenced) {
    // wenn Kachel referenziert
    Kachel[i].referenced = 0;
    // Flag löschen
    i = (i + 1) % FRAME_COUNT;
    // Zeiger weiterdrehen
}
// Seite in Kachel Nummer i
// verdrängen
i = (i + 1) % FRAME_COUNT;
// Zeiger weiterdrehen
```



Elegantere Implementierung von Second Chance, ansonsten gleiches Verhalten

Vorteil

effizient implementierbar, gute Näherung an LRU

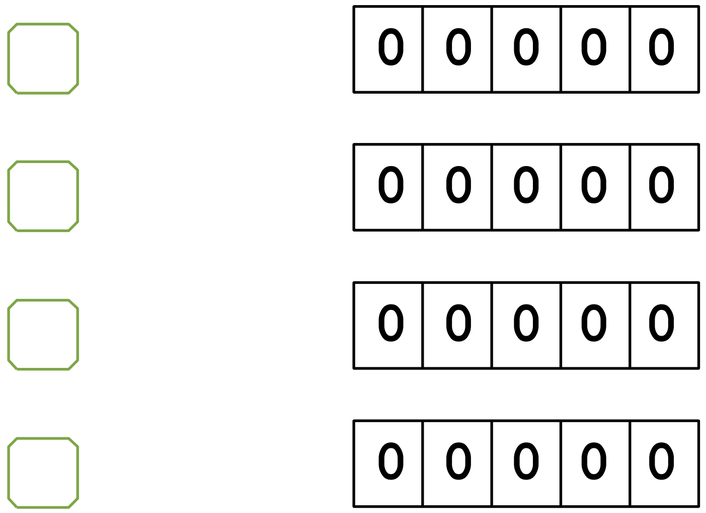
Strategie: Aging

- bessere LRU-Näherung durch genaueres Speichern der Zugriffs-Historie
- Kachel mit ältestem Inhalt wird verdrängt
- Analogie: Geburtsjahr
  - 1997
  - 1998
  - 1999
- niedrige Zahl → hohes Alter

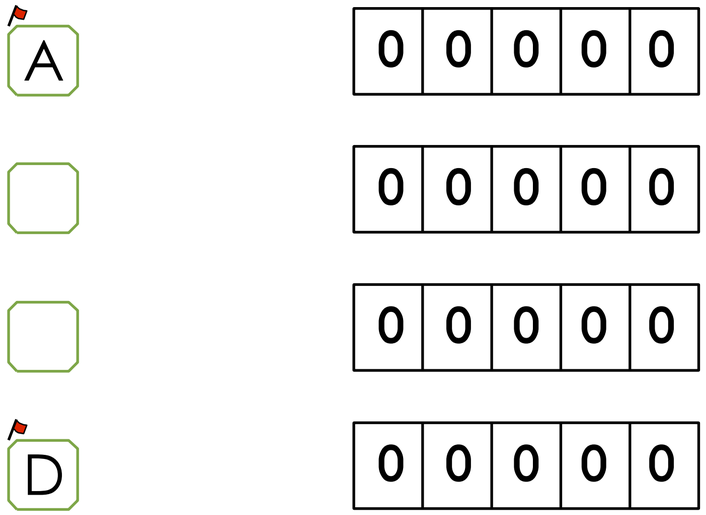
Nachteil

- höherer Overhead durch Auslesen der *referenced*-Bits in regelmäßigen Zeitintervallen (Ticks)

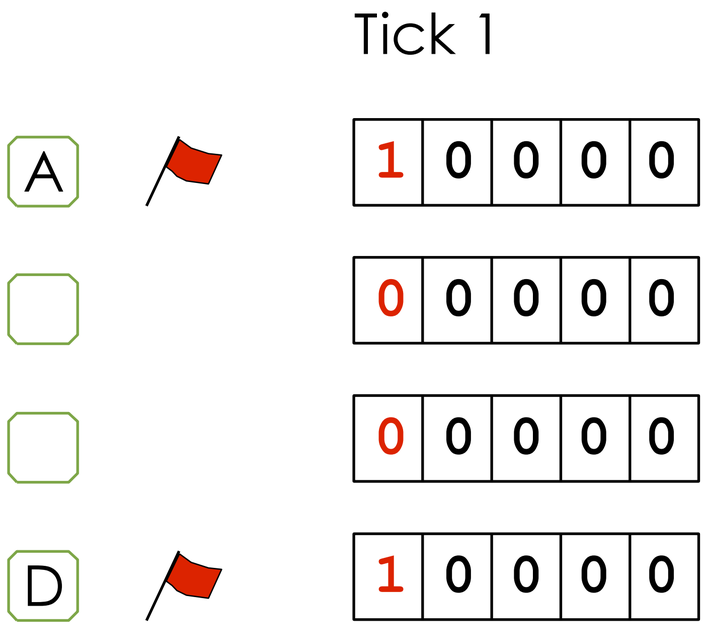
Strategie: Aging



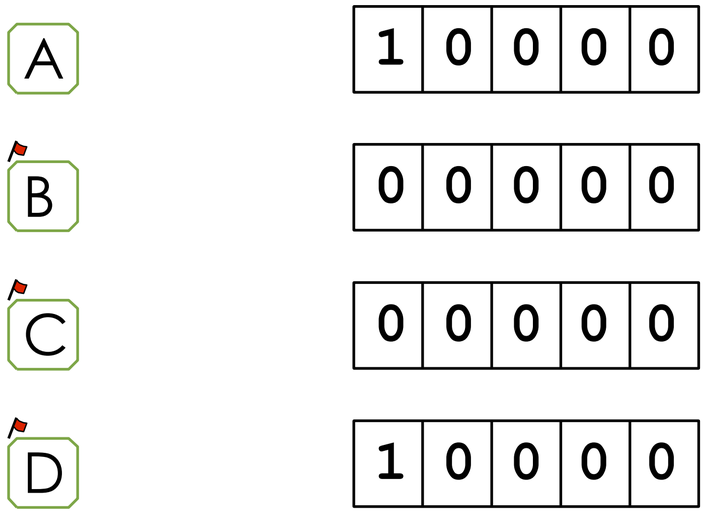
Strategie: Aging



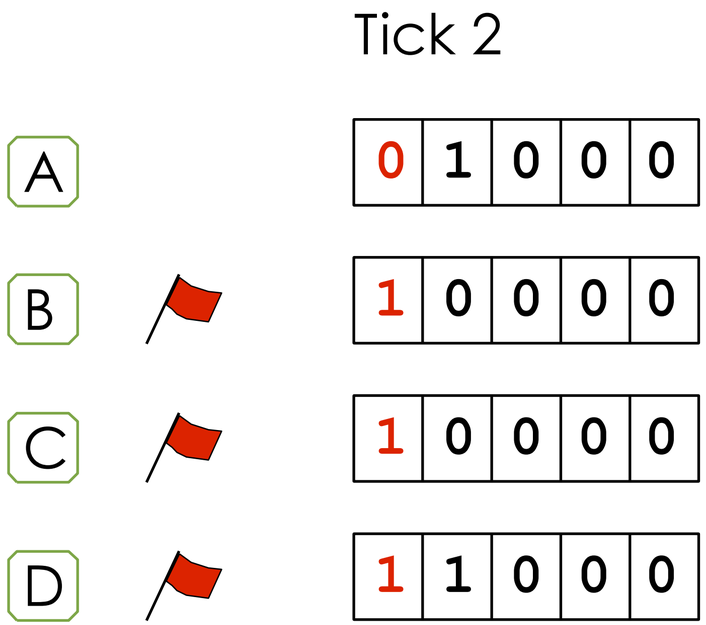
Strategie: Aging



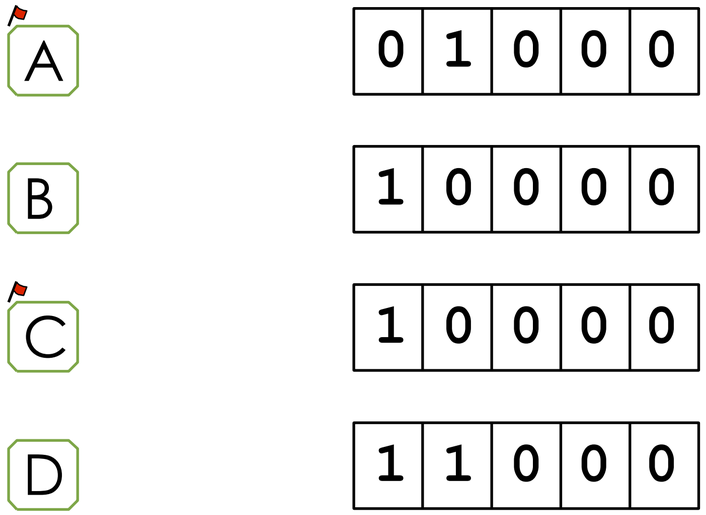
Strategie: Aging



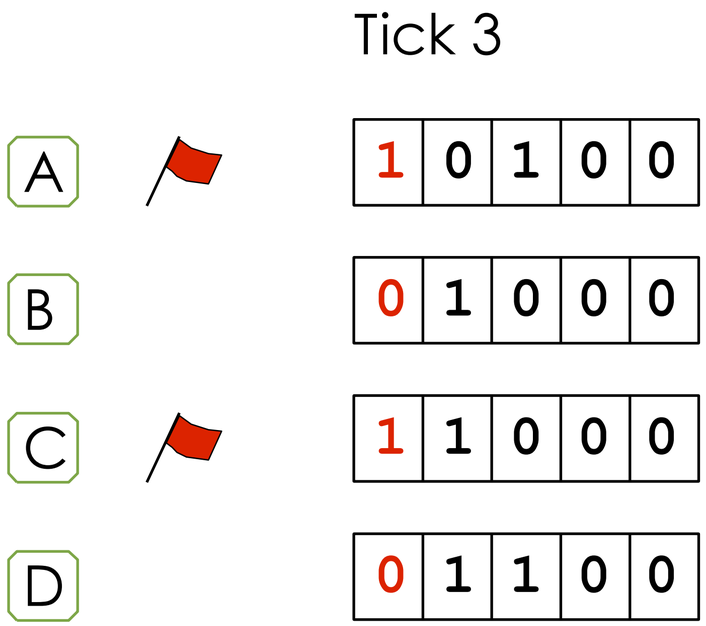
Strategie: Aging



Strategie: Aging



Strategie: Aging



Strategie: Aging

Strategie: Arbeitsmengenmodell

Problem

- bisherige Strategien ignorieren Prozess-Zugehörigkeit von Kacheln, keine Fairness
- inaktiver Prozess kann vollständig verdrängt werden
  „Seitenflattern“ (Thrashing)

Arbeitsmenge / Working Set

- Betrachtung der Seitenreferenzfolge eines Prozesses durch ein „Fenster“ der Länge T (sog. Arbeitsmengen-Parameter)
- Arbeitsmenge w(t, T) zum Zeitpunkt t bzgl. T:
  Menge der im Intervall [t – T, t] referenzierten Seiten
- Annahme: kleine Menge durch mehrfache Zugriffe auf wenige Seiten

Strategie: Arbeitsmengenmodell

Vorgehen

- Bestimmung der Arbeitsmenge durch regelmäßiges Auslesen der *referenced*-Bits
- für aktive und bereite Prozesse muss sich mindestens die Arbeitsmenge im Speicher befinden

Nachteile

- wenn alle Kacheln in einer Arbeitsmenge sind, dann findet Algorithmus keinen Verdrängungskandidaten
- Reservestrategie nötig, zum Beispiel Prozess auslagern
- geeignete Wahl der Fenstergröße nötig

Seitenverdrängung insgesamt

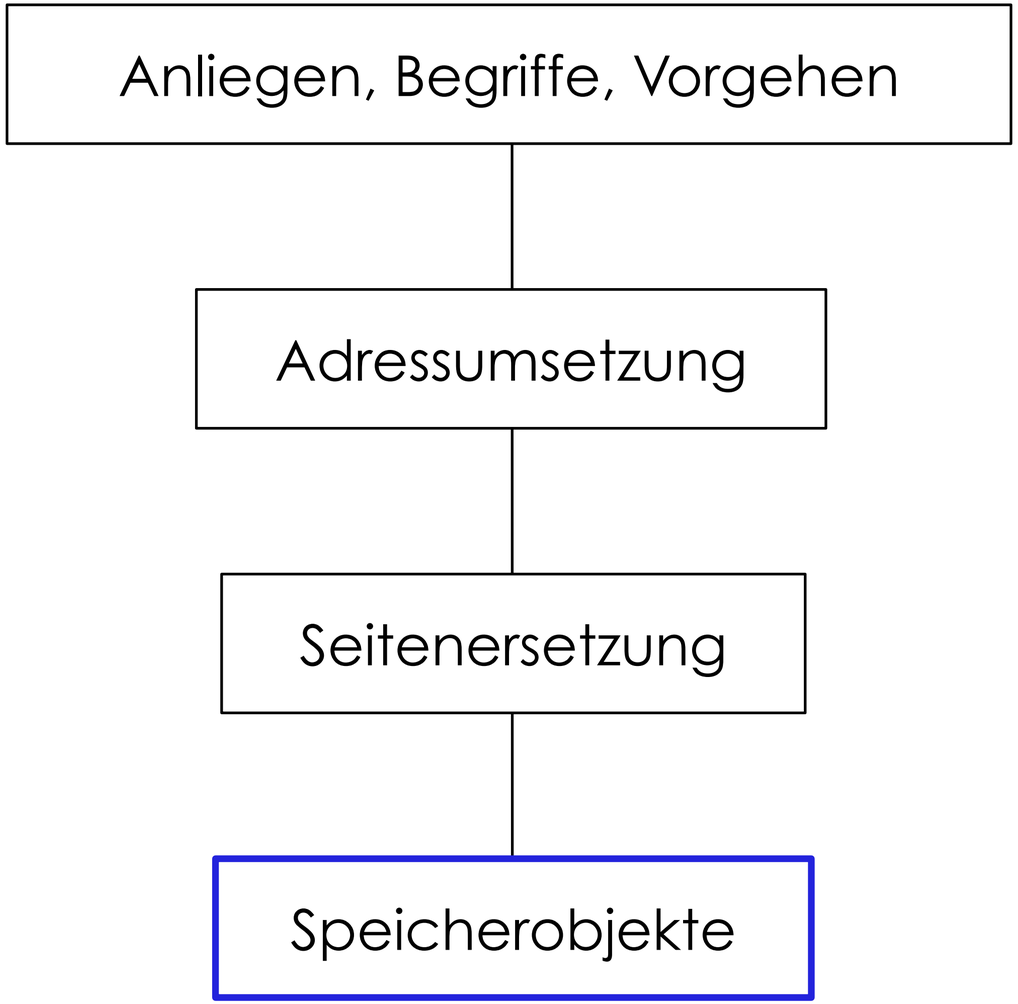
```
void pagefault(page) {

    frame = get_free_frame();
    if (!frame) {
       // keine Kachel mehr frei
       frame = replacement_strategy();

       if (frame.modified) save_content(frame);
       remove_from_pagetable(frame);
       // aus zugehörigem Adressraum entfernen
    }

    fill_content(frame);
    // siehe Speicherobjekte
    insert_into_pagetable(frame);
    // in Ziel-Adressraum eintragen
}
```

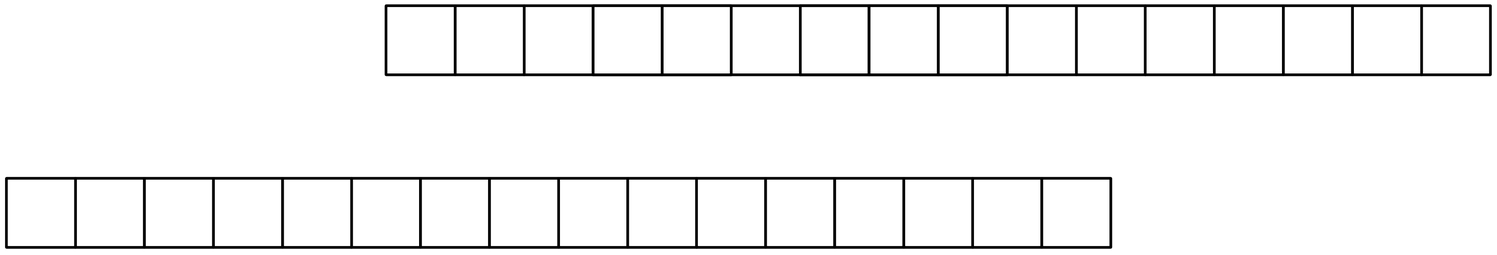
Wegweiser: Virtueller Speicher



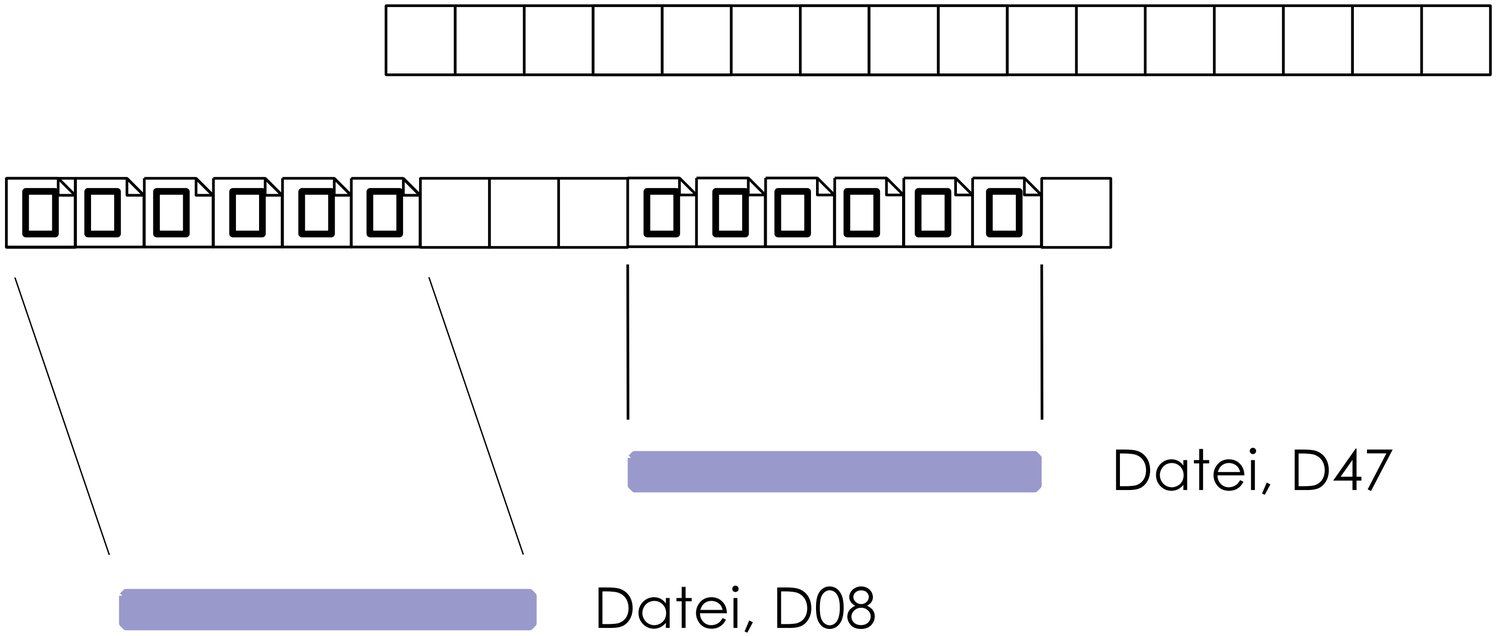
Speicherobjekte

- Text/Code-, Daten- und andere Segmente eines Prozesses
- Dateien
- Gerätespeicher, zum Beispiel Grafikspeicher
- über Netzwerk verteilter Speicher

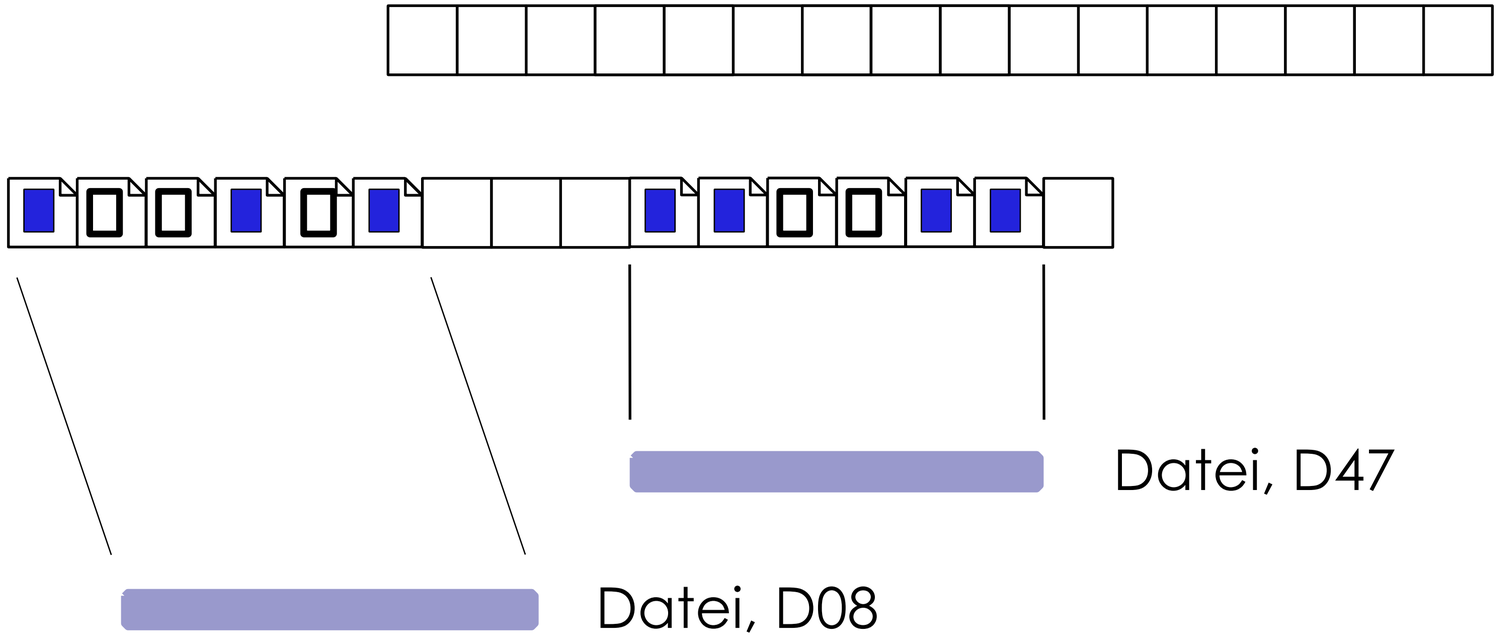
Speicherobjekte und Regionen



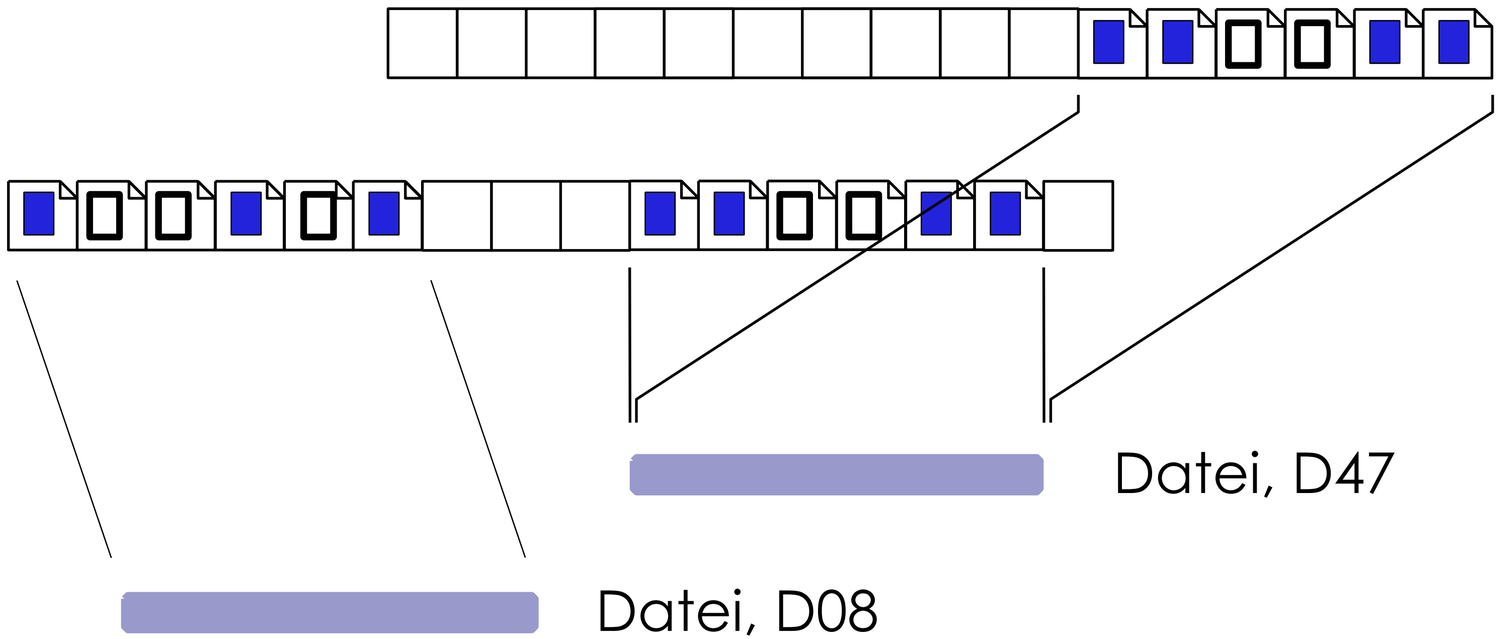
Speicherobjekte und Regionen



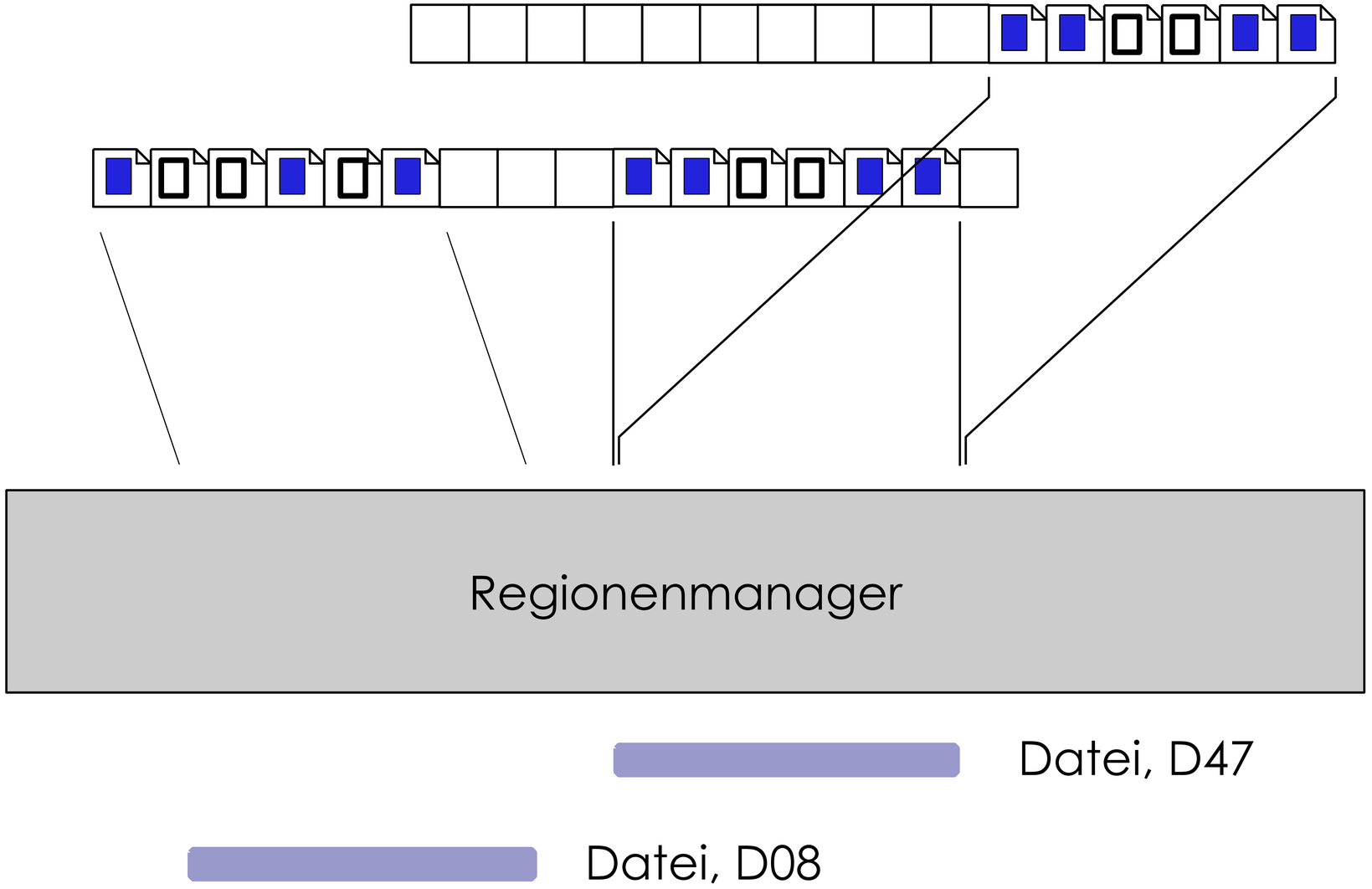
Speicherobjekte und Regionen



Speicherobjekte und Regionen



Speicherobjekte und Regionen



Regionen-Manager

- Verwaltung der Adressraum-Struktur
  - repräsentiert z. B. als verkettete Liste
- Aufgabe bei Seitenfehler: Bestimmen von …
  - Fehlerart
  - Speicherobjekt
  - Speicherseite
- Fehlerarten
  - Zugriff auf ungültigen Bereich (z.B. Pointerfehler)
  - Rechteverletzung (z.B. Schreiben in Code-Bereich)
  - Copy On Write Fault
  - sonst: reparabler Seitenfehler (lediglich not present)

Aufbau der Adressraumstruktur

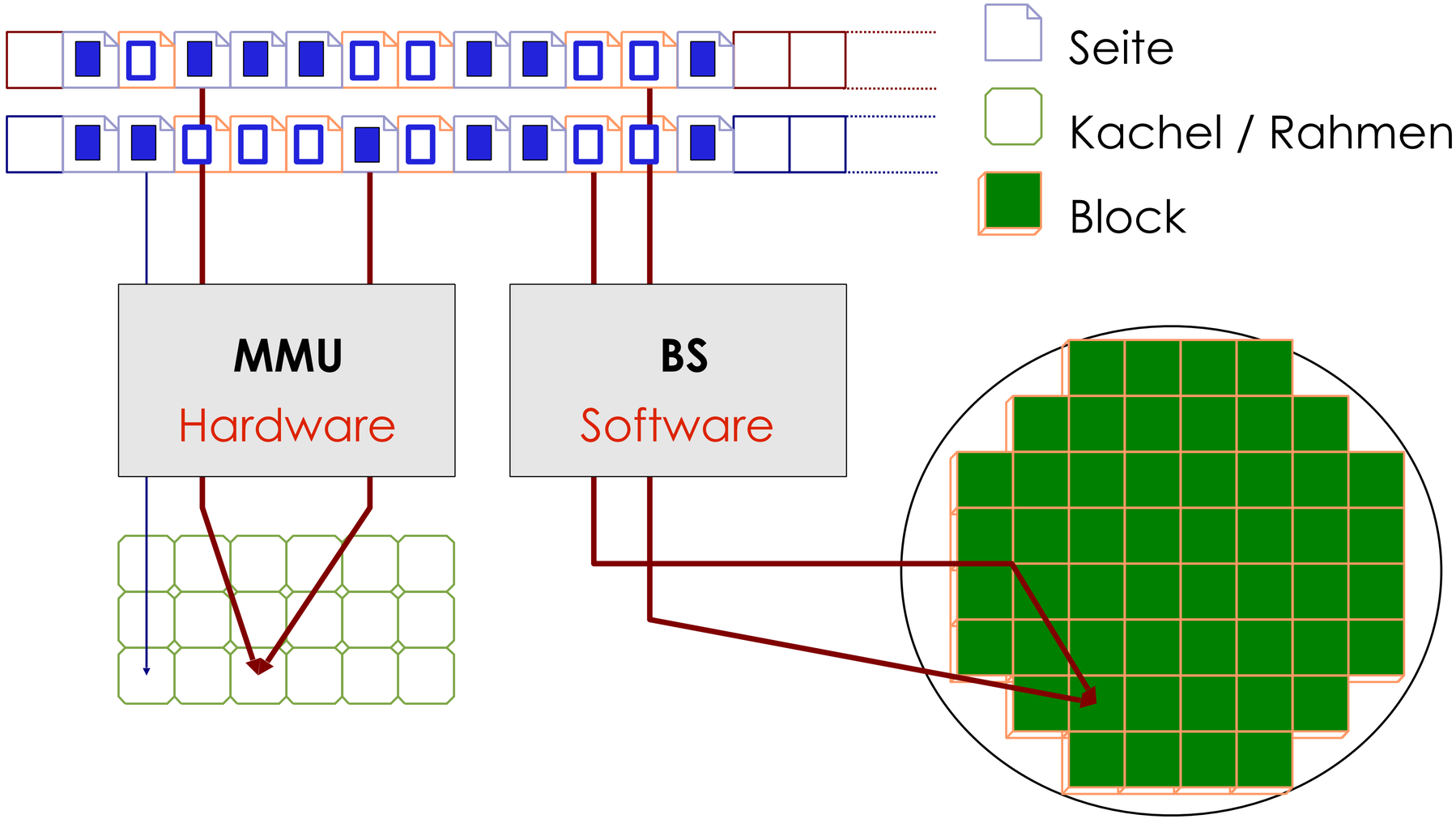
Regionen im Adressraum

- explizites oder implizites Einbinden („Mappen“) von Speicherobjekten in den virtuellen Adressraum eines Prozesses

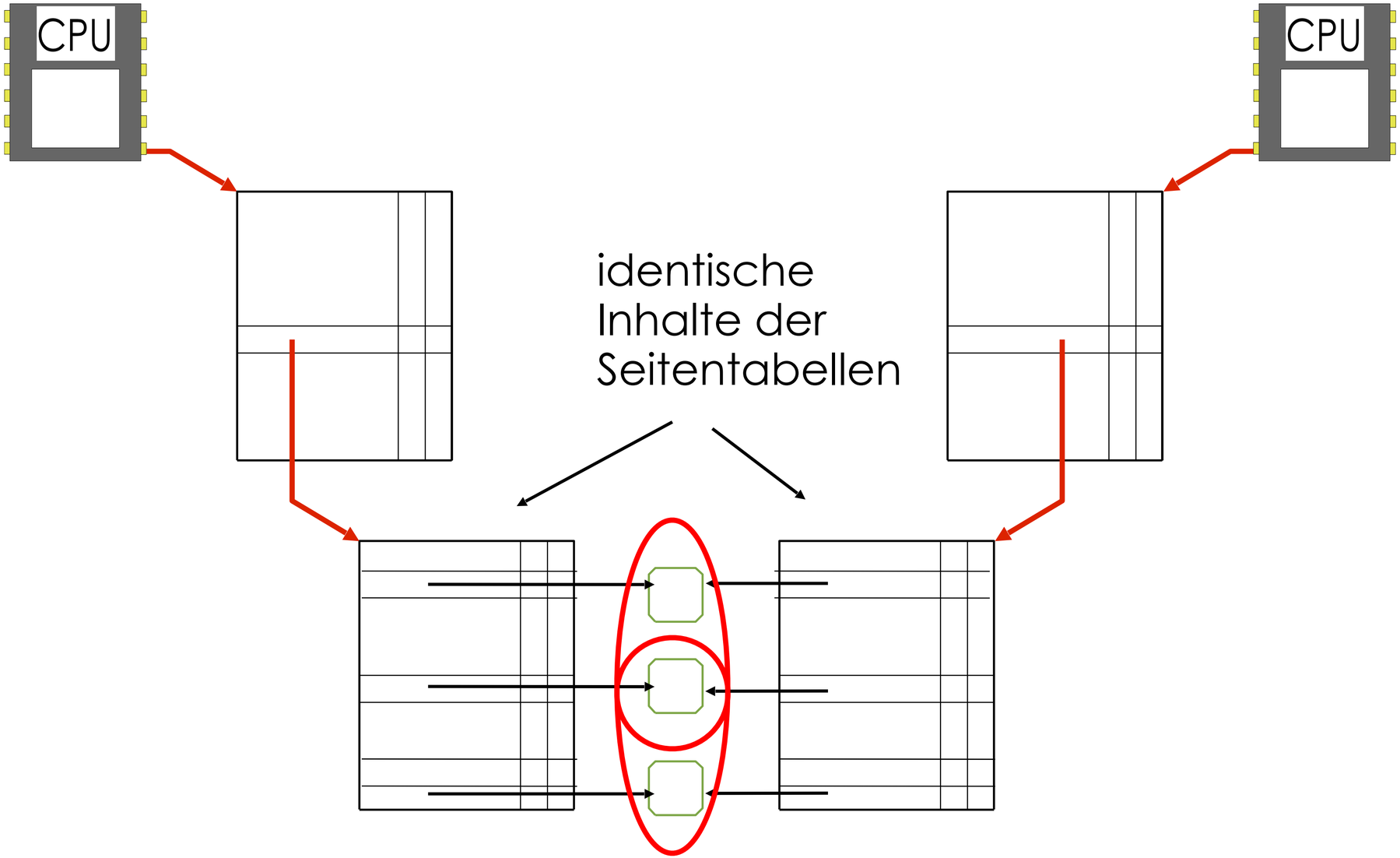
Operationen

- `mmap(`Adresse, Länge, Zugriffsrechte, Speicherobjekt`);`
- implizit: bei Prozesserzeugung werden Code-, Daten-, Stack-Regionen gebildet (in Unix: „Segmente“)
- interner Lookup von Adresse und Zugriffsart
  - Ergebnis: Speicherobjekt und Seitennummer innerhalb Objekt
  - oder nicht definiert bzw. Rechteverletzung

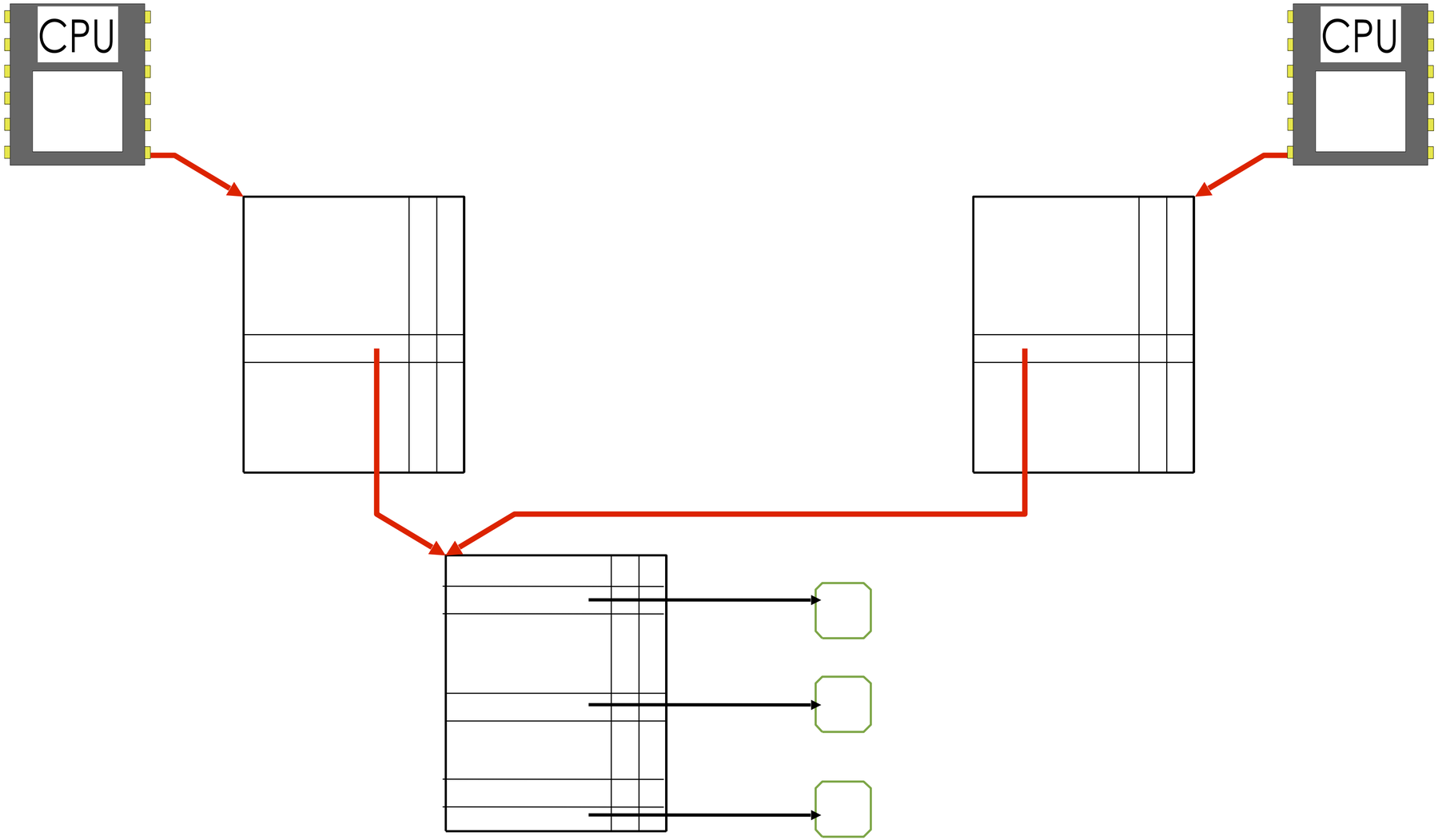
Überlappende Adressräume - „Sharing“



Sharing bei mehrstufigen Seitentabellen



Sharing bei mehrstufigen Seitentabellen

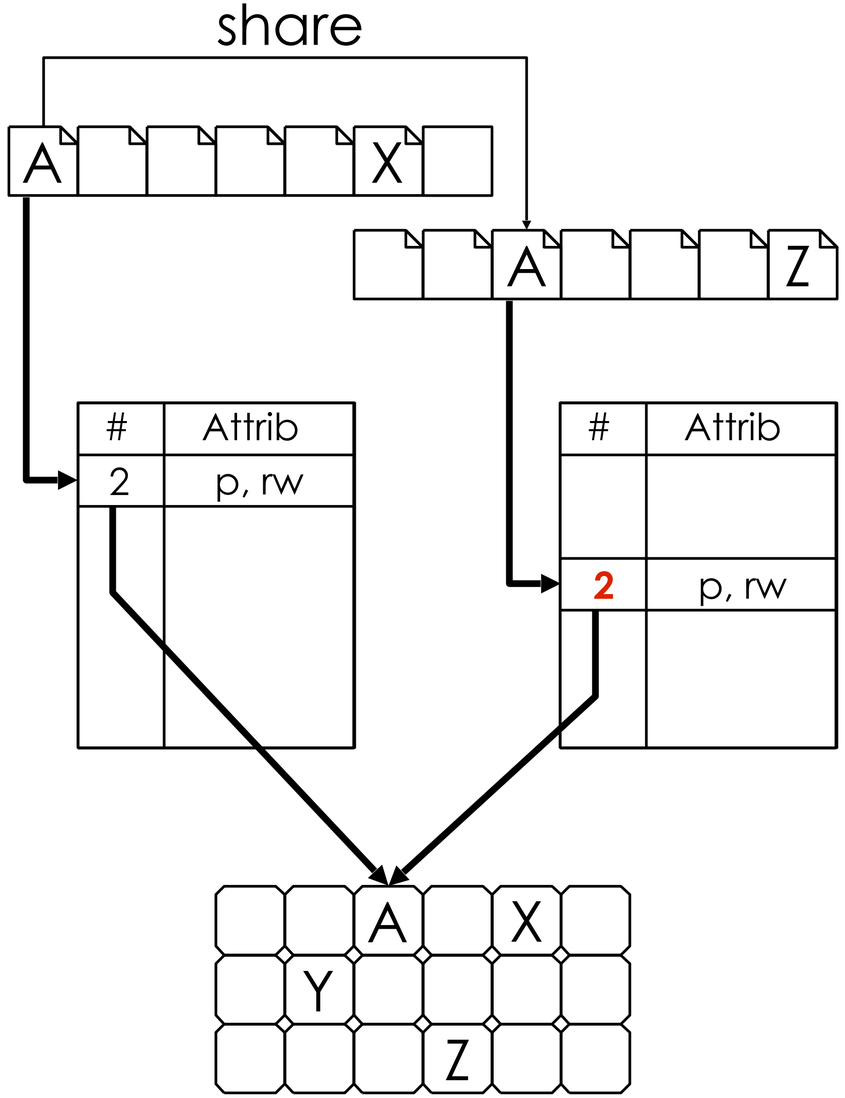


Spezieller Einsatz von Sharing

Verzögertes Kopieren / Lazy Copying / Copy on Write

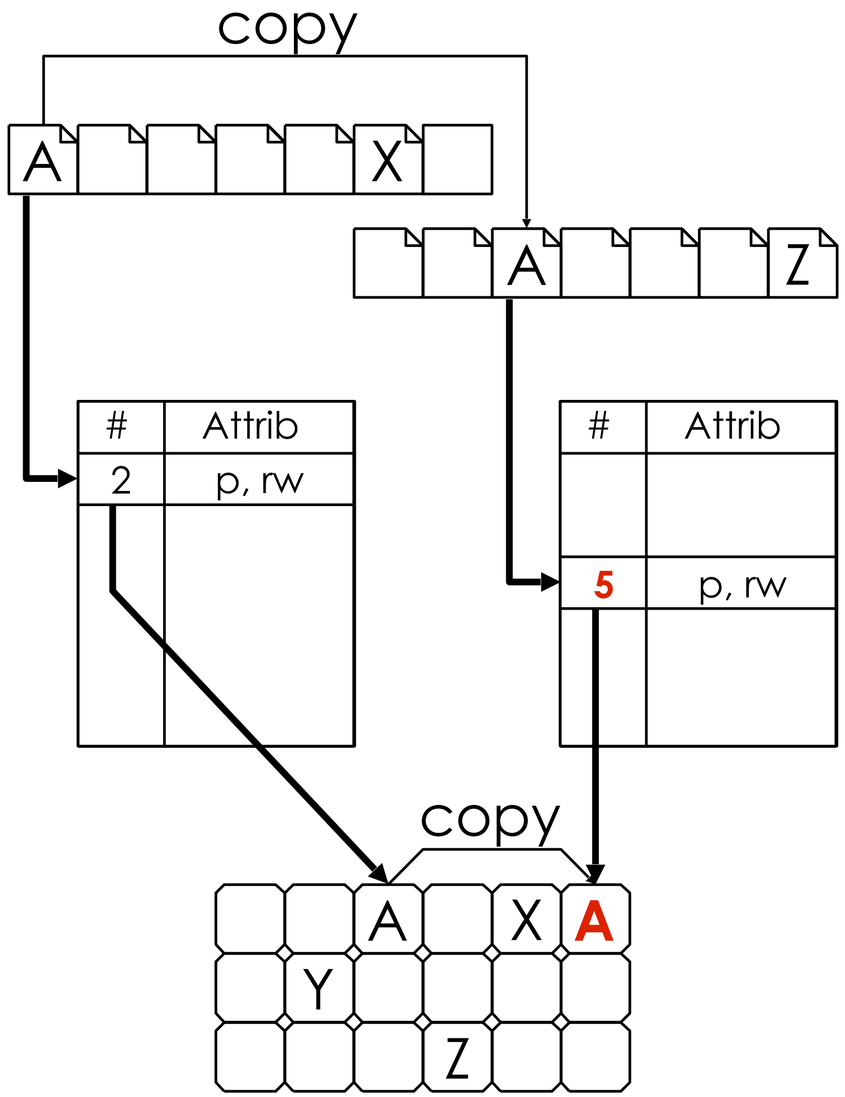
- Kopier-Anforderung: zunächst nur read-only Sharing
  - Eintragen des zu kopierenden Bereichs an Zieladresse
  - beide gegen Schreiben schützen
- verzögertes Kopieren: entkoppelt, nur bei Bedarf
  - beim ersten schreibenden Zugriff → Seitenfehler
  - Behandlung:
    - neue Kachel allokieren, Inhalt echt kopieren
    - neue Kachel ohne Schreibschutz in Seitentabelle eintragen
- Nutzung bei **`fork()`**, für Prozess-Schnappschüsse, ...

Gemeinsames Nutzen von Daten



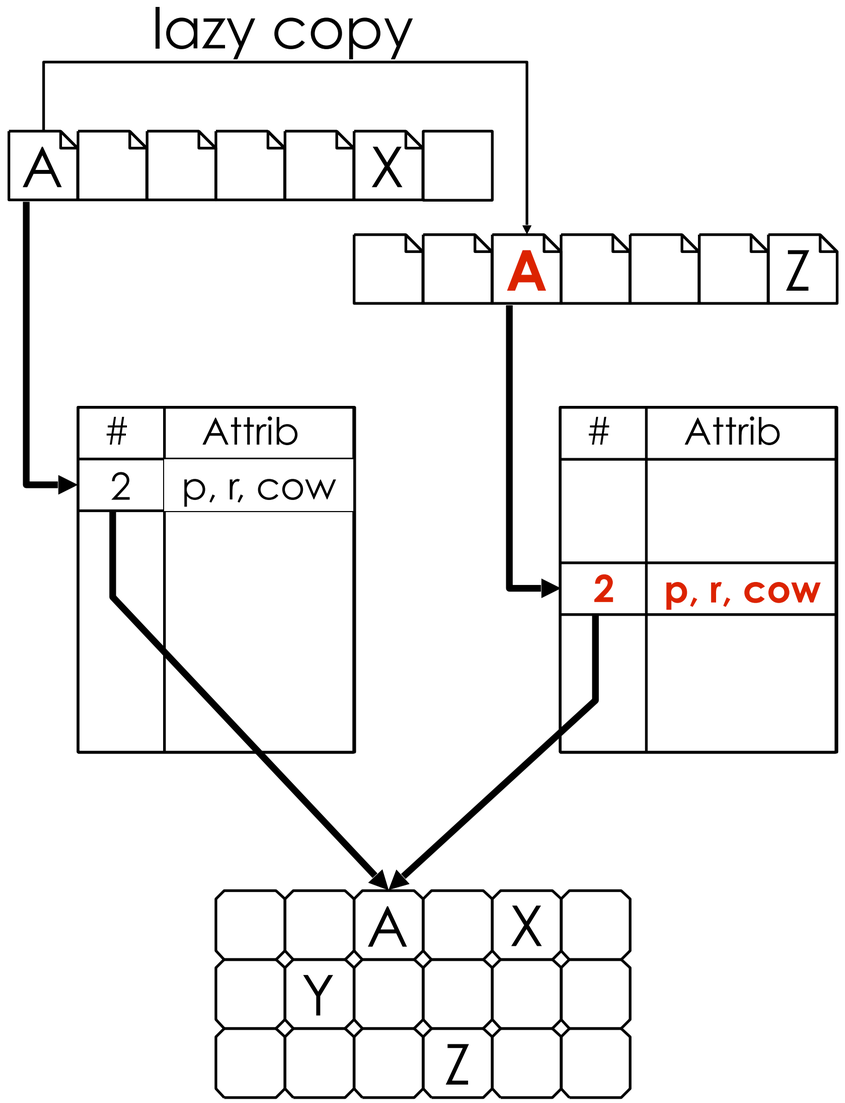
- neuen Seitentabellen-Eintrag an Zieladresse

Echtes Kopieren



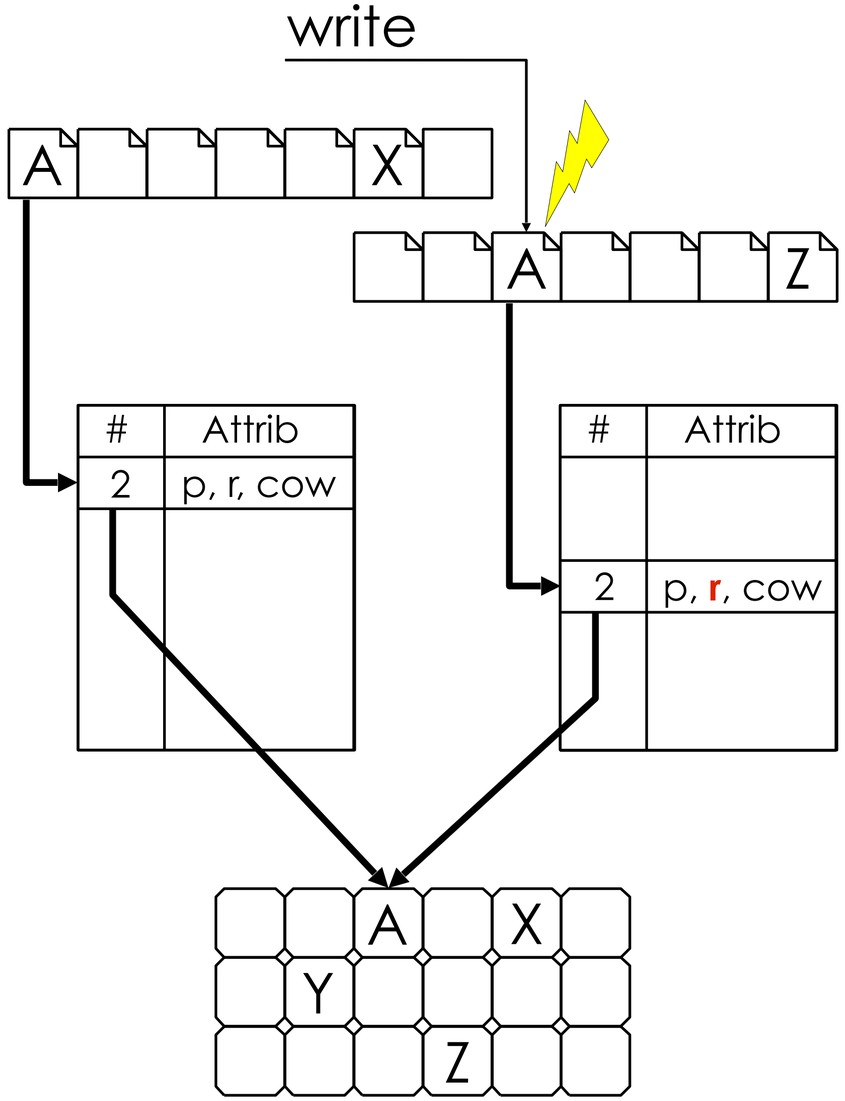
- neue Kachel besorgen
- Kacheln kopieren
- neuen Eintrag in die Seitentabelle für Zieladresse

Verzögertes Kopieren



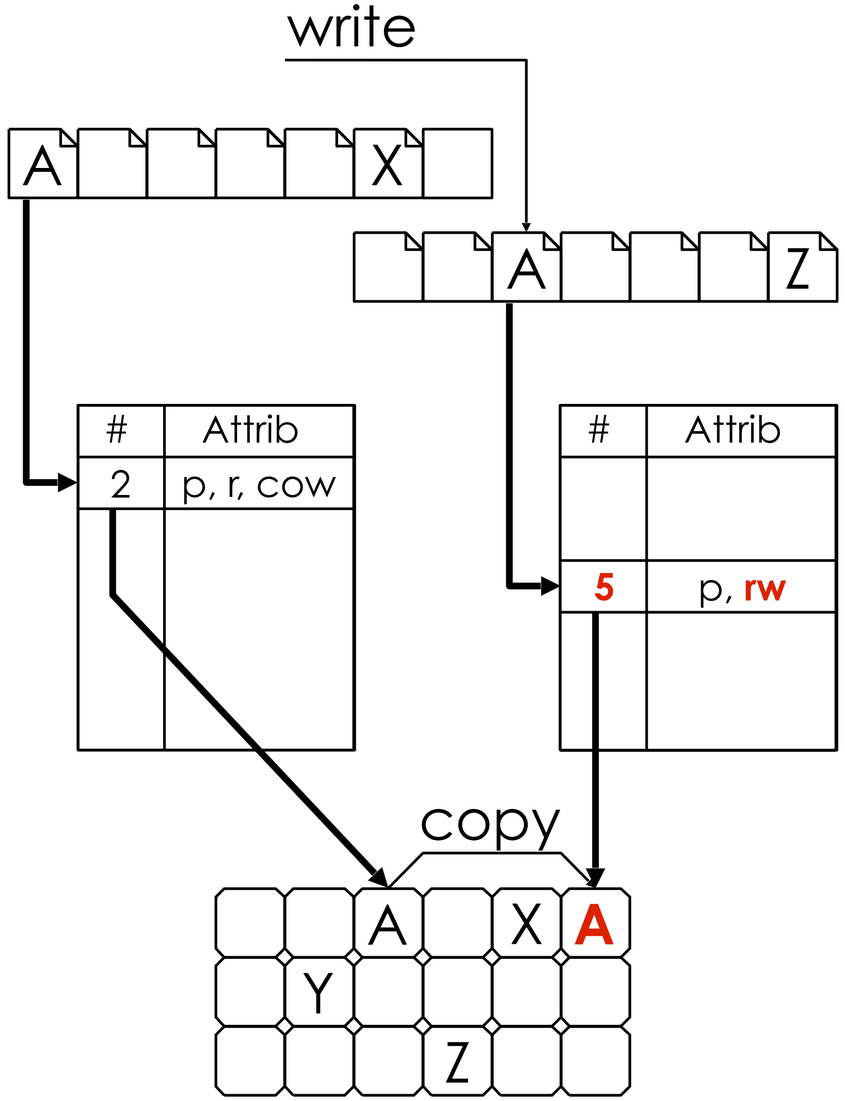
- Ändern des Seitentabellen-Eintrags an der Quelladresse: rw → (r, cow)
- neuen Seitentabellen-Eintrag an Zieladresse: (r, cow)

Verzögertes Kopieren



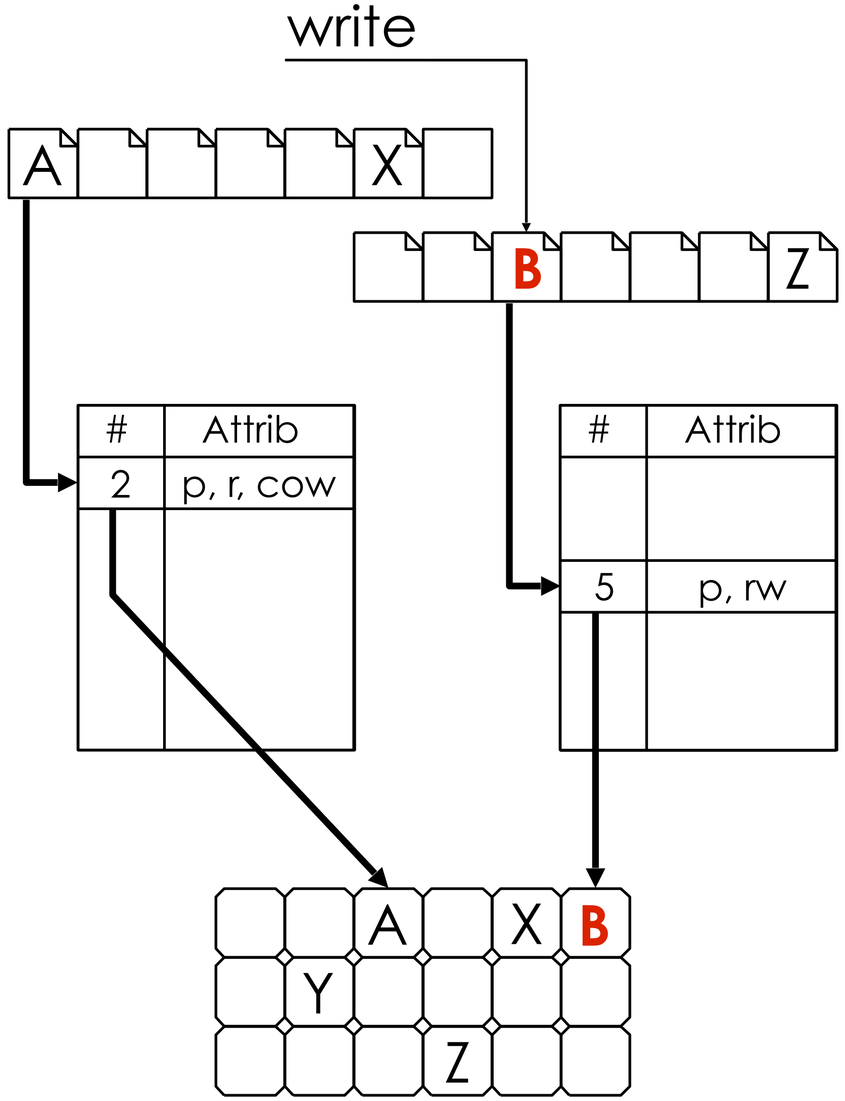
- schreibender Zugriff → Seitenfehler

Verzögertes Kopieren



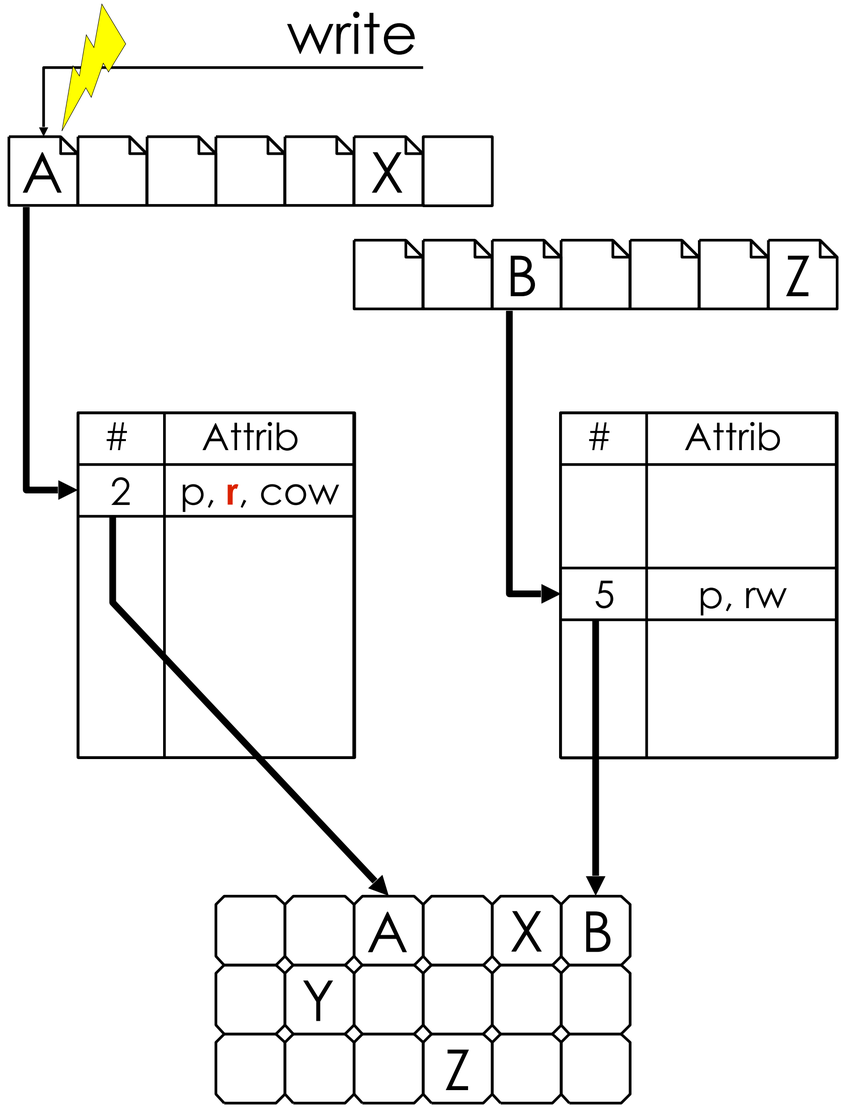
- schreibender Zugriff → Seitenfehler
- Das cow-Attribut bewirkt, dass eine neue Kachel allokiert und der Inhalt physisch kopiert wird
- neuen Seitentabellen-Eintrag an Zieladresse: rw

Verzögertes Kopieren



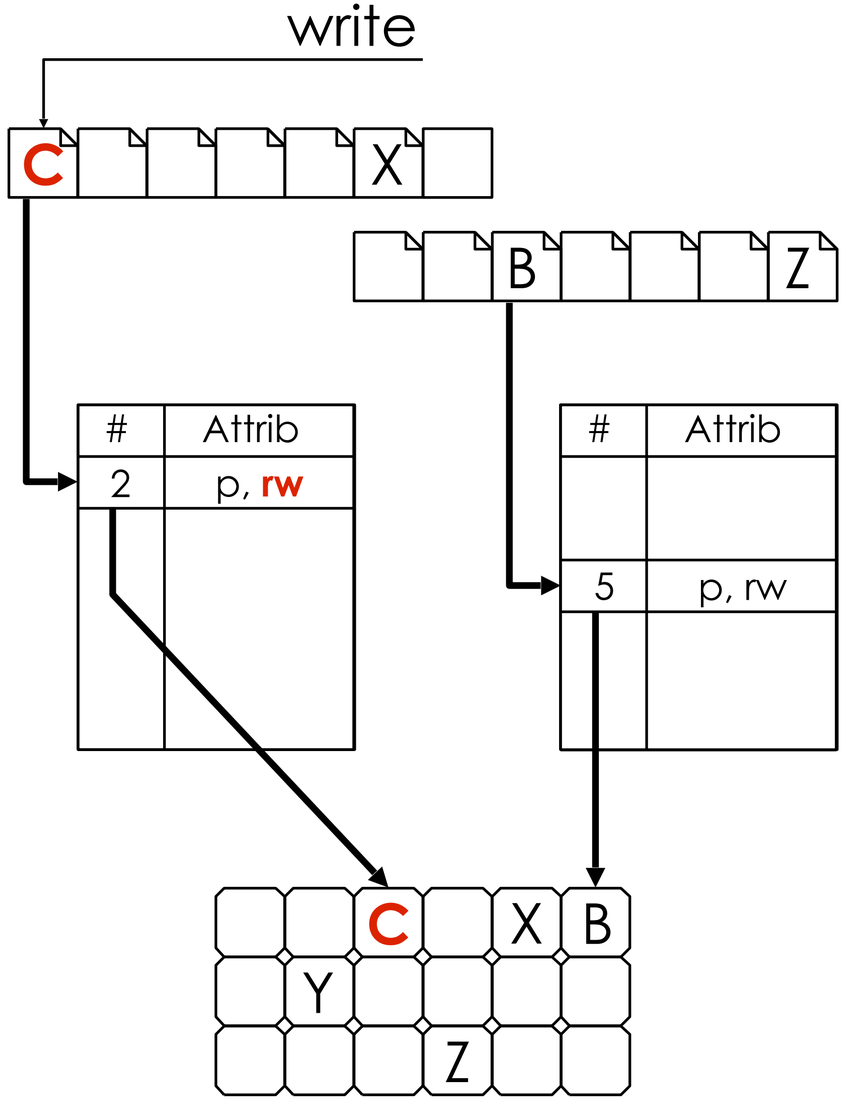
- schreibender Zugriff → Seitenfehler
- Das cow-Attribut bewirkt, dass eine neue Kachel allokiert und der Inhalt physisch kopiert wird
- neuen Seitentabellen-Eintrag an Zieladresse: rw
- danach erfolgt der Schreibzugriff

Verzögertes Kopieren



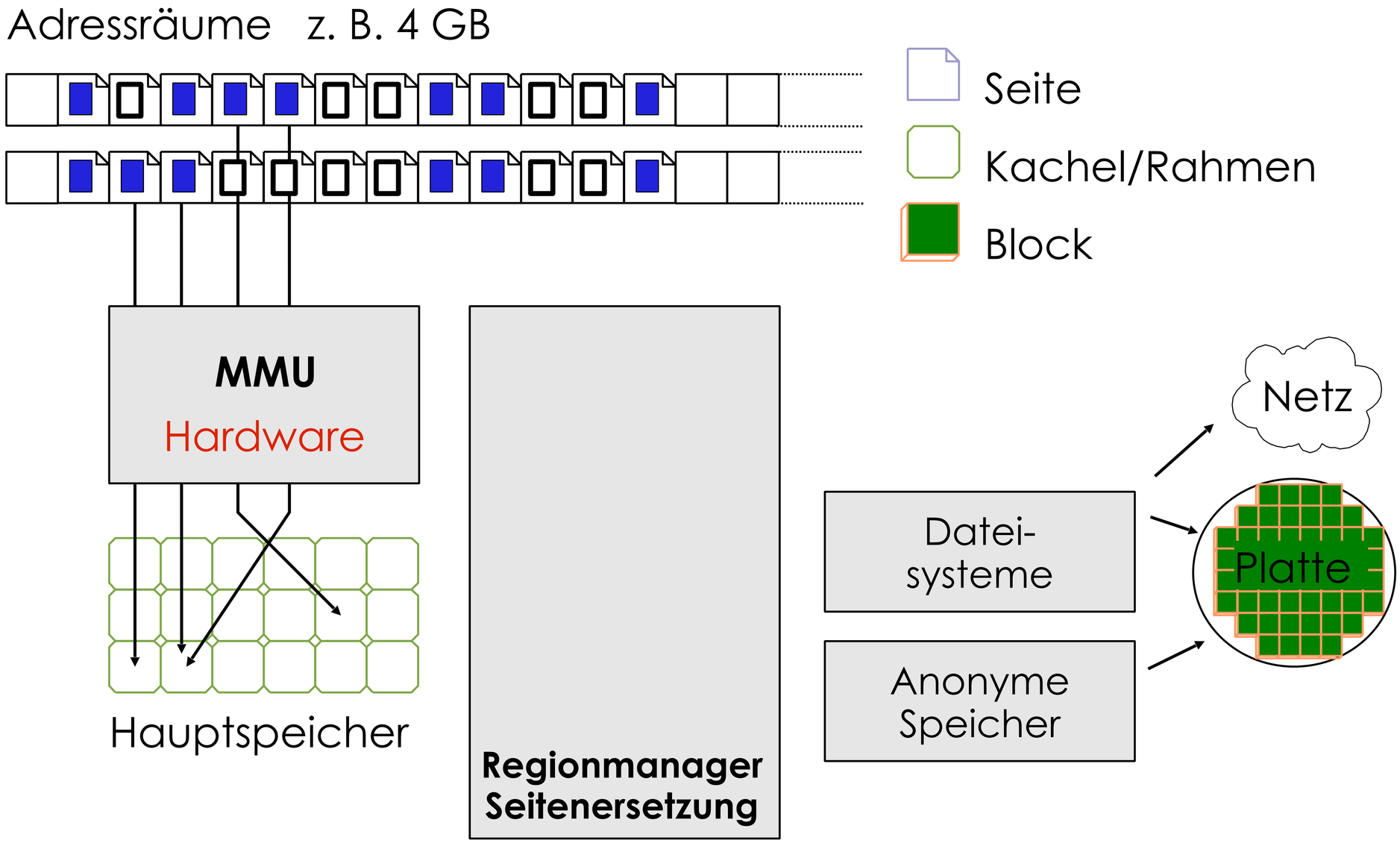
- schreibender Zugriff → Seitenfehler
- ist der Prozess der alleinige Besitzer der Kachel, wird lediglich das Schreibrecht gesetzt

Verzögertes Kopieren

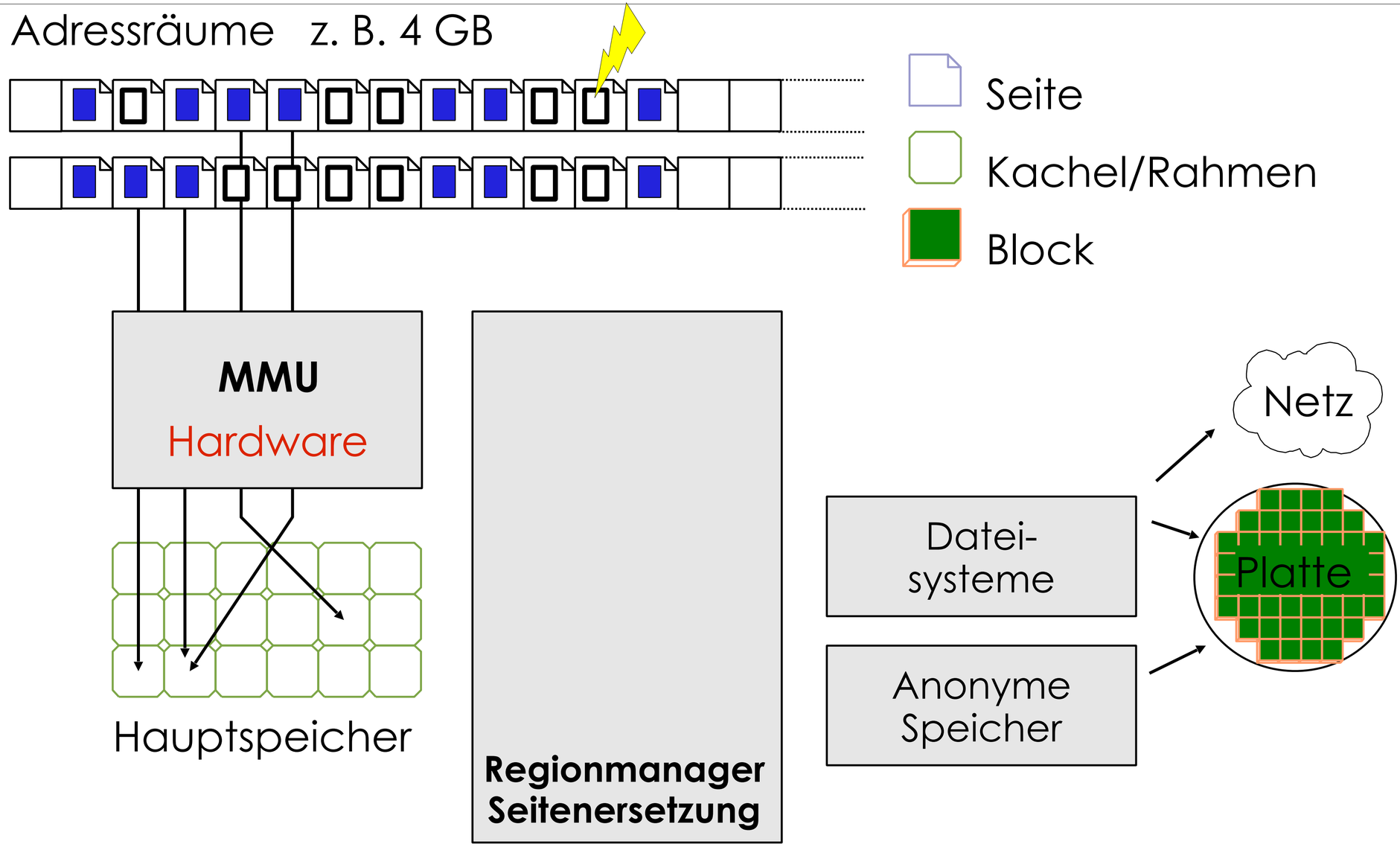


- schreibender Zugriff → Seitenfehler
- ist der Prozess der alleinige Besitzer der Kachel, wird lediglich das Schreibrecht gesetzt
- danach erfolgt der Schreibzugriff

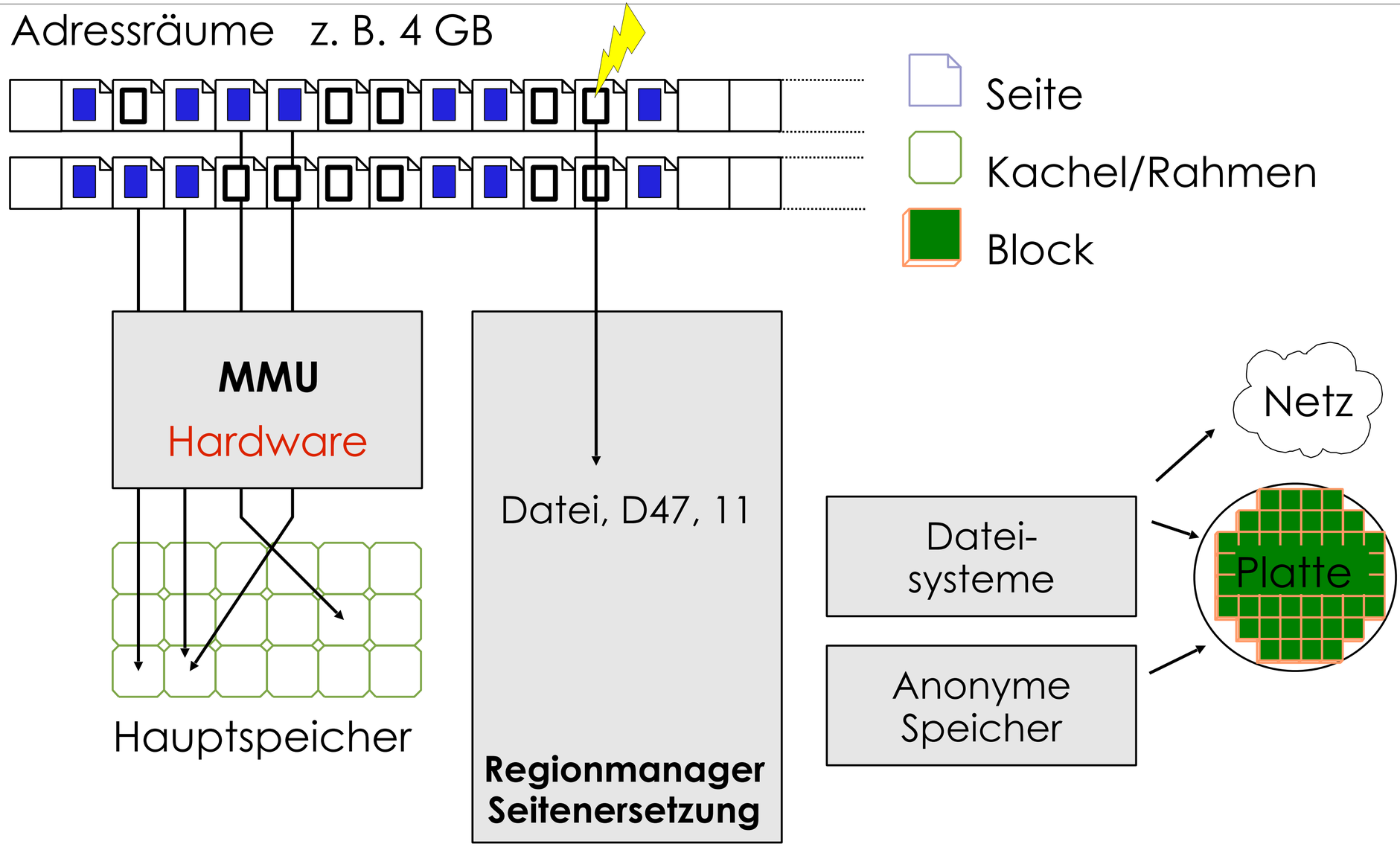
Das Zusammenspiel



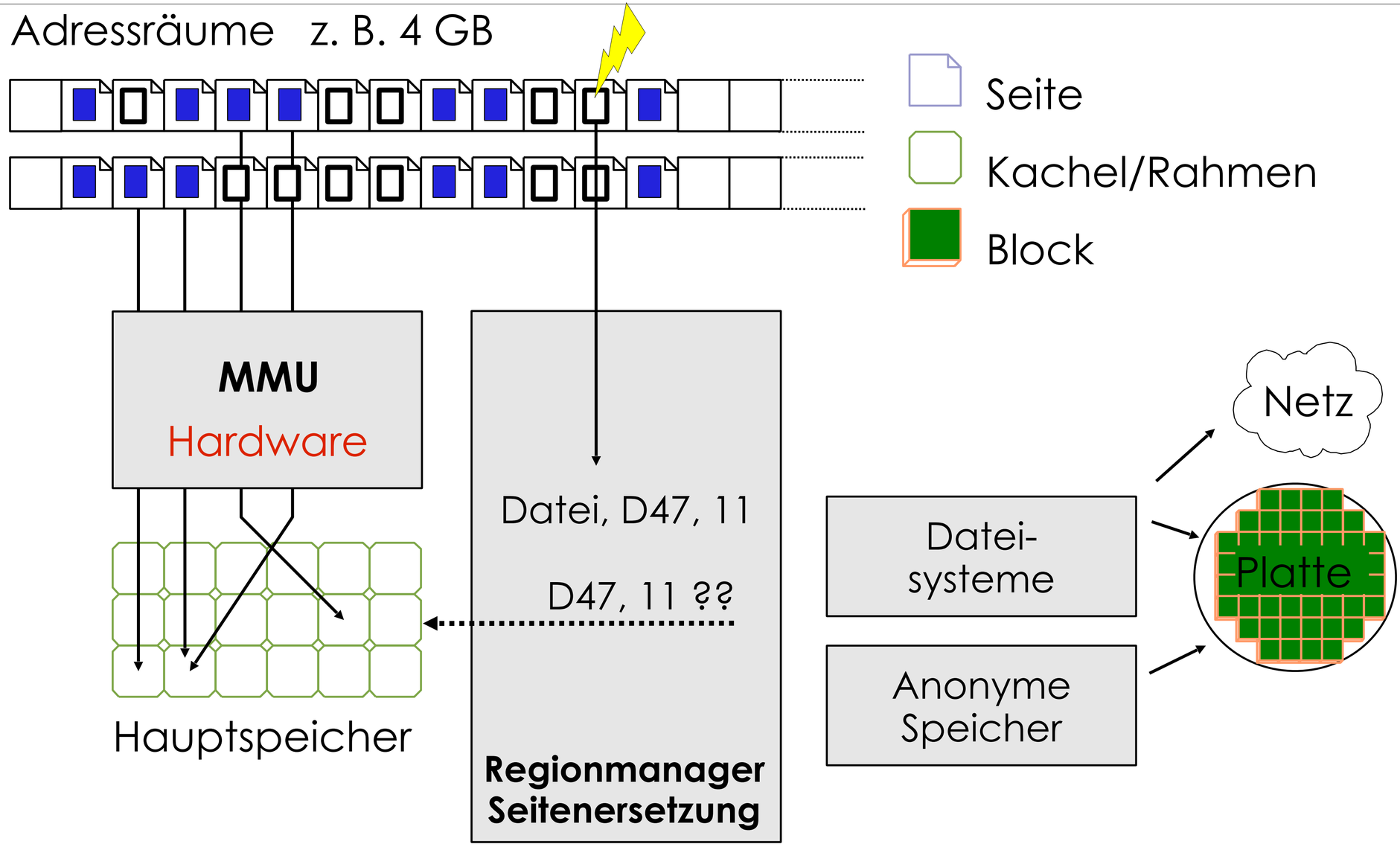
Das Zusammenspiel



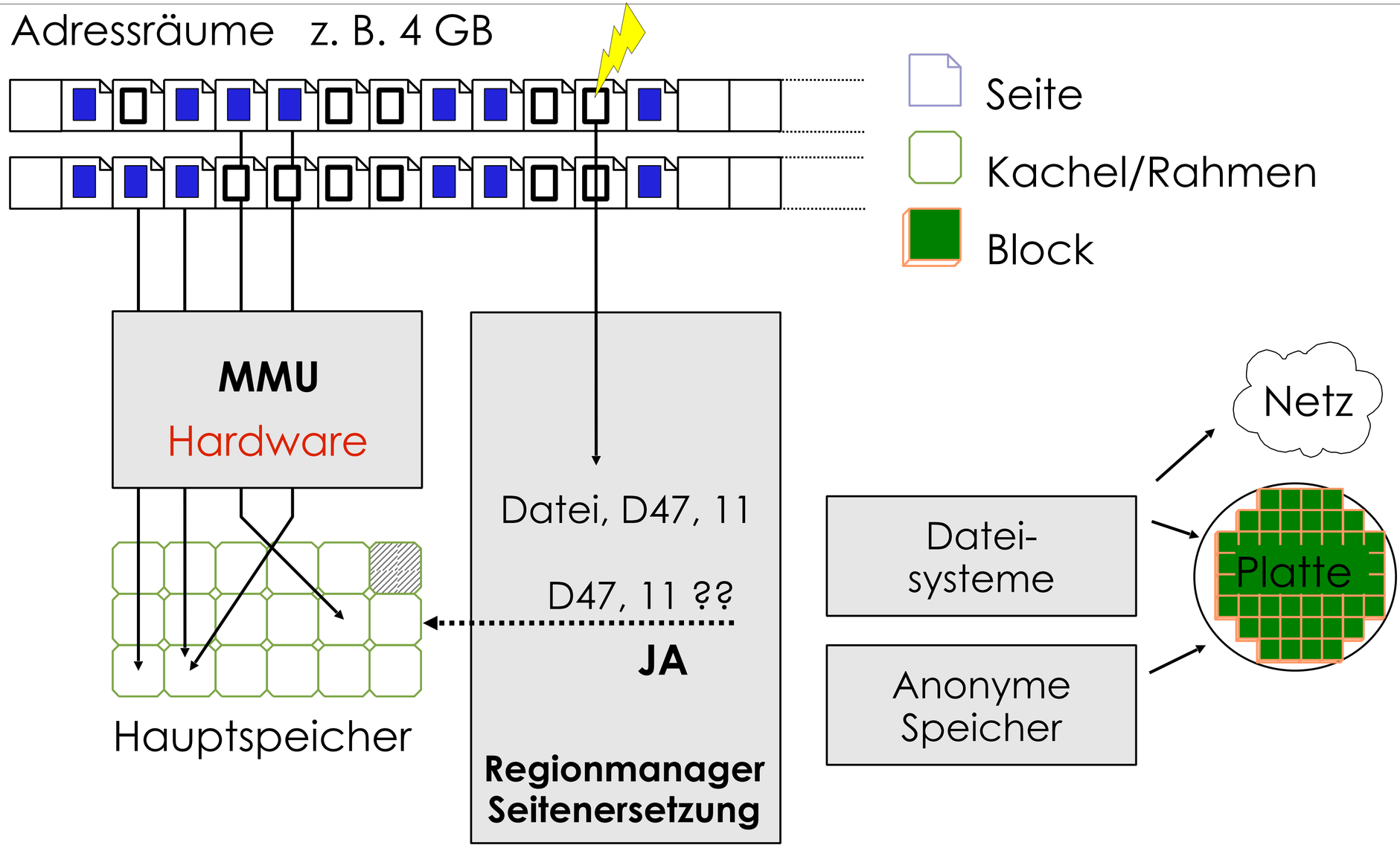
Das Zusammenspiel



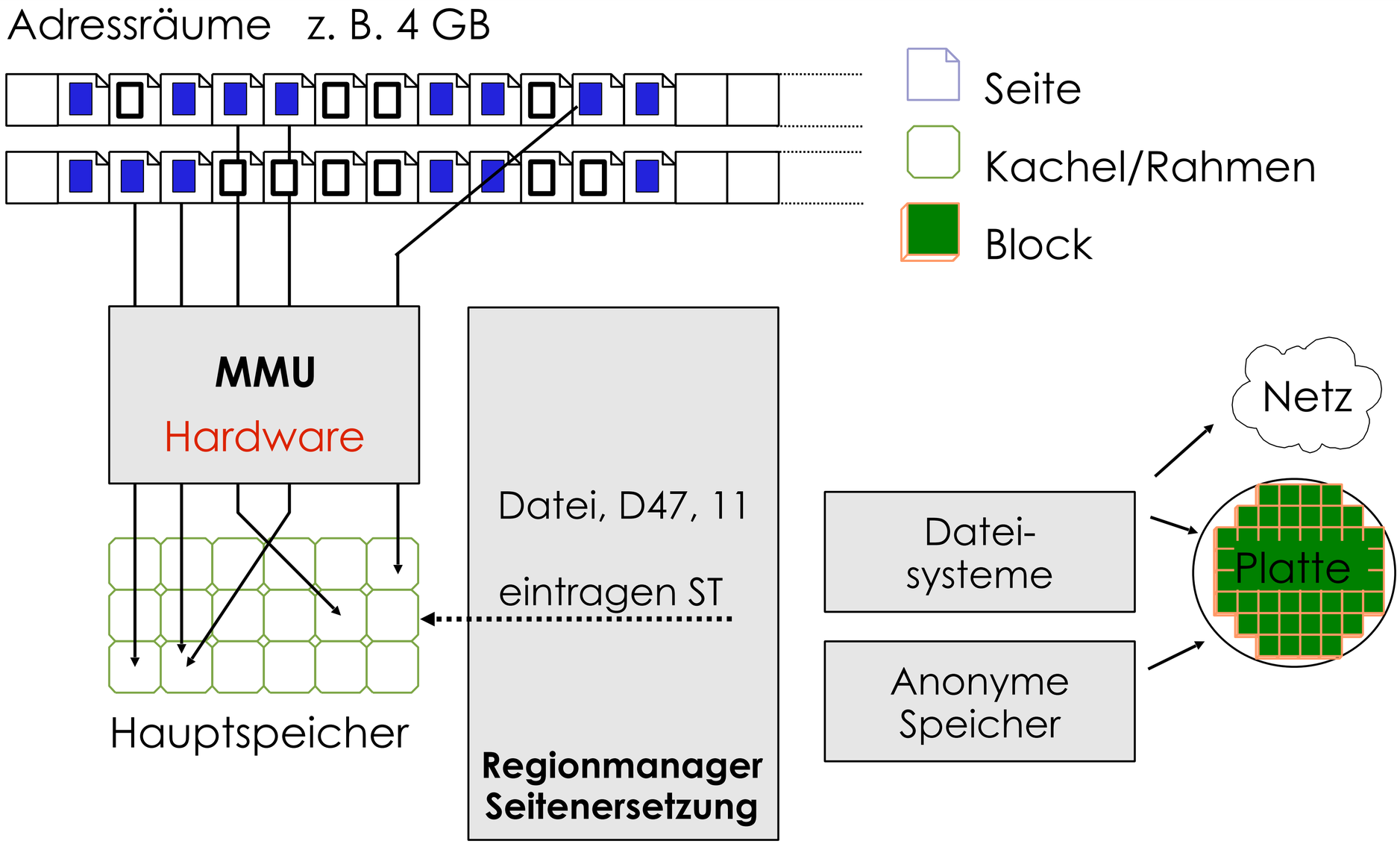
Das Zusammenspiel



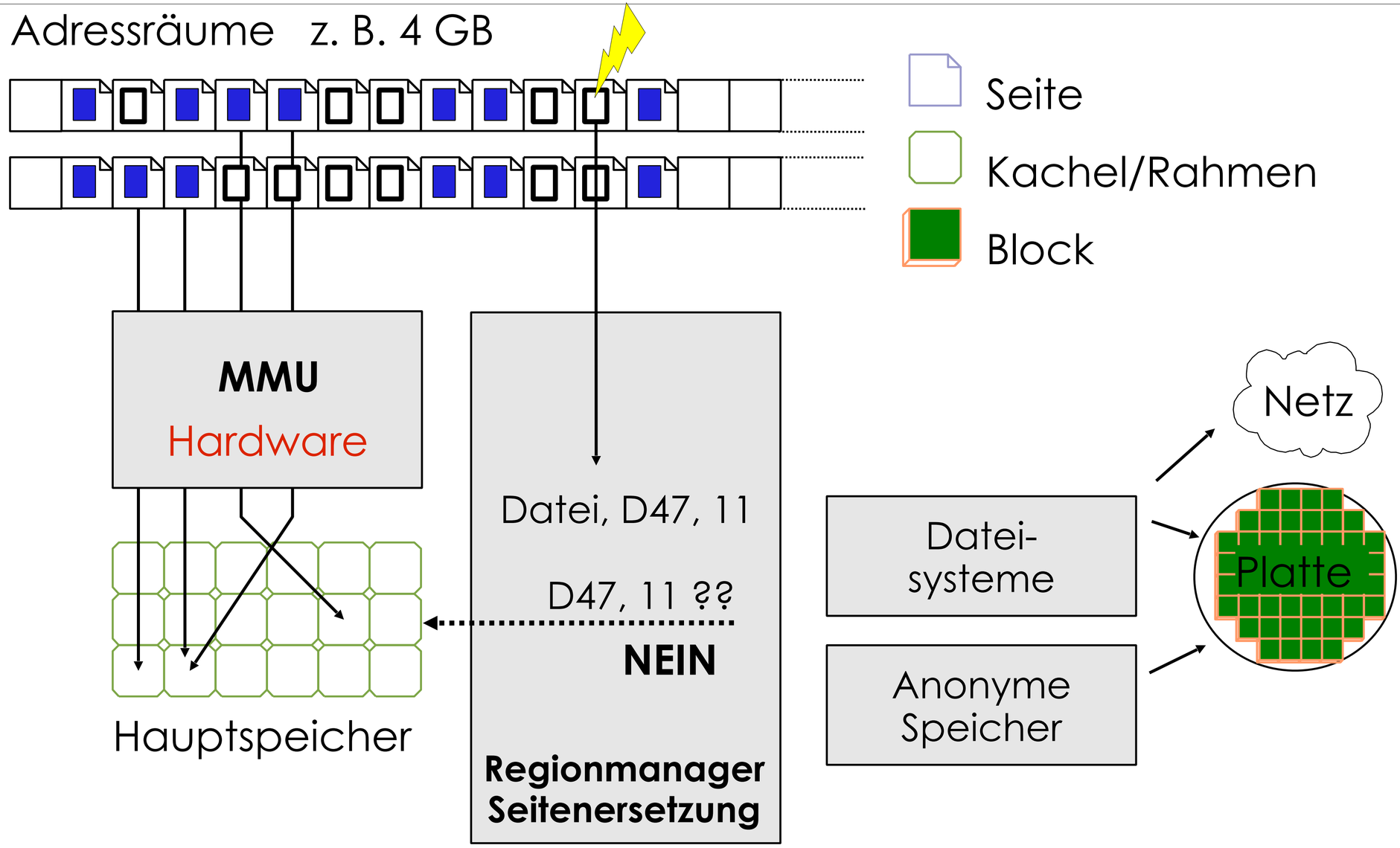
Das Zusammenspiel



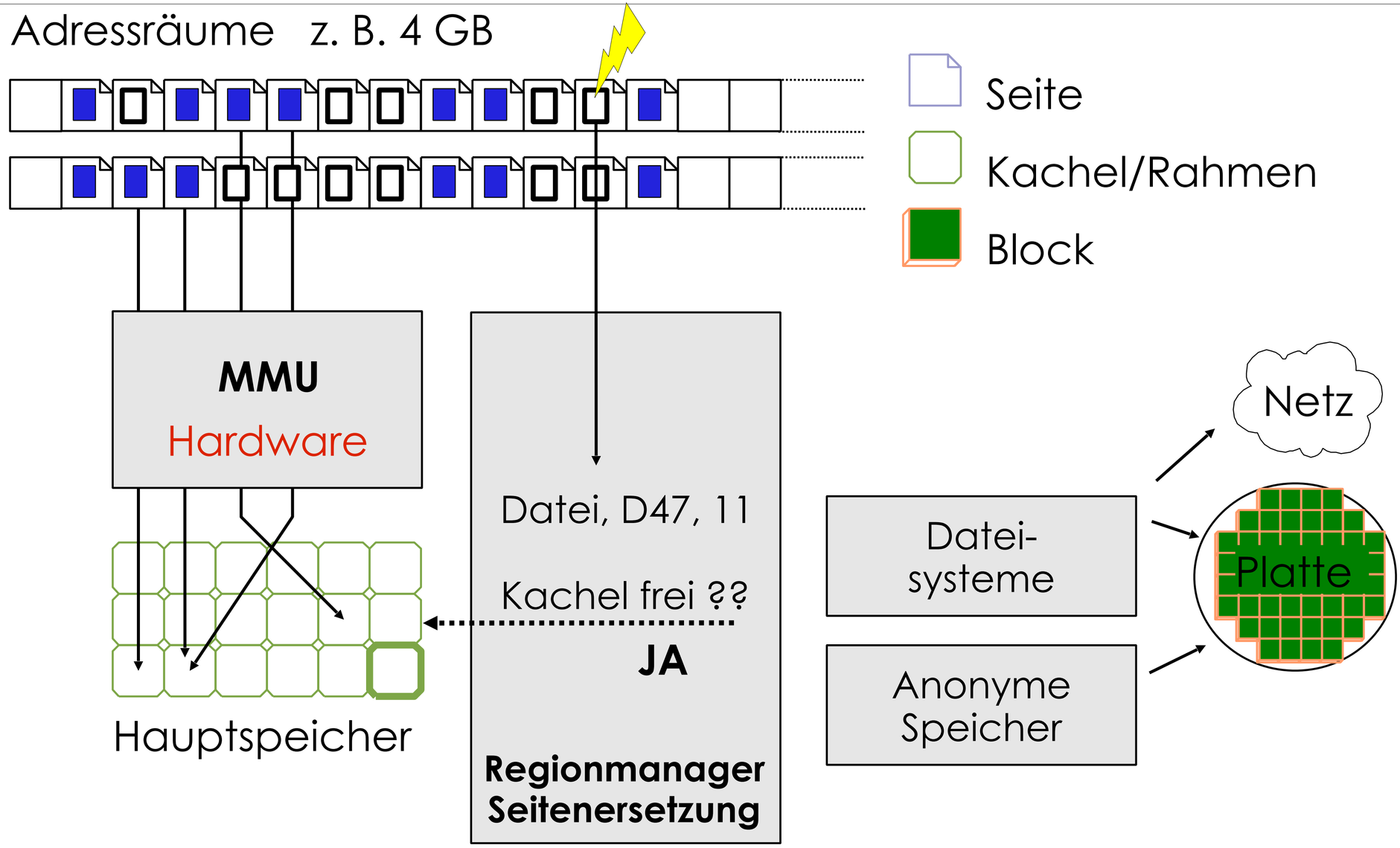
Das Zusammenspiel



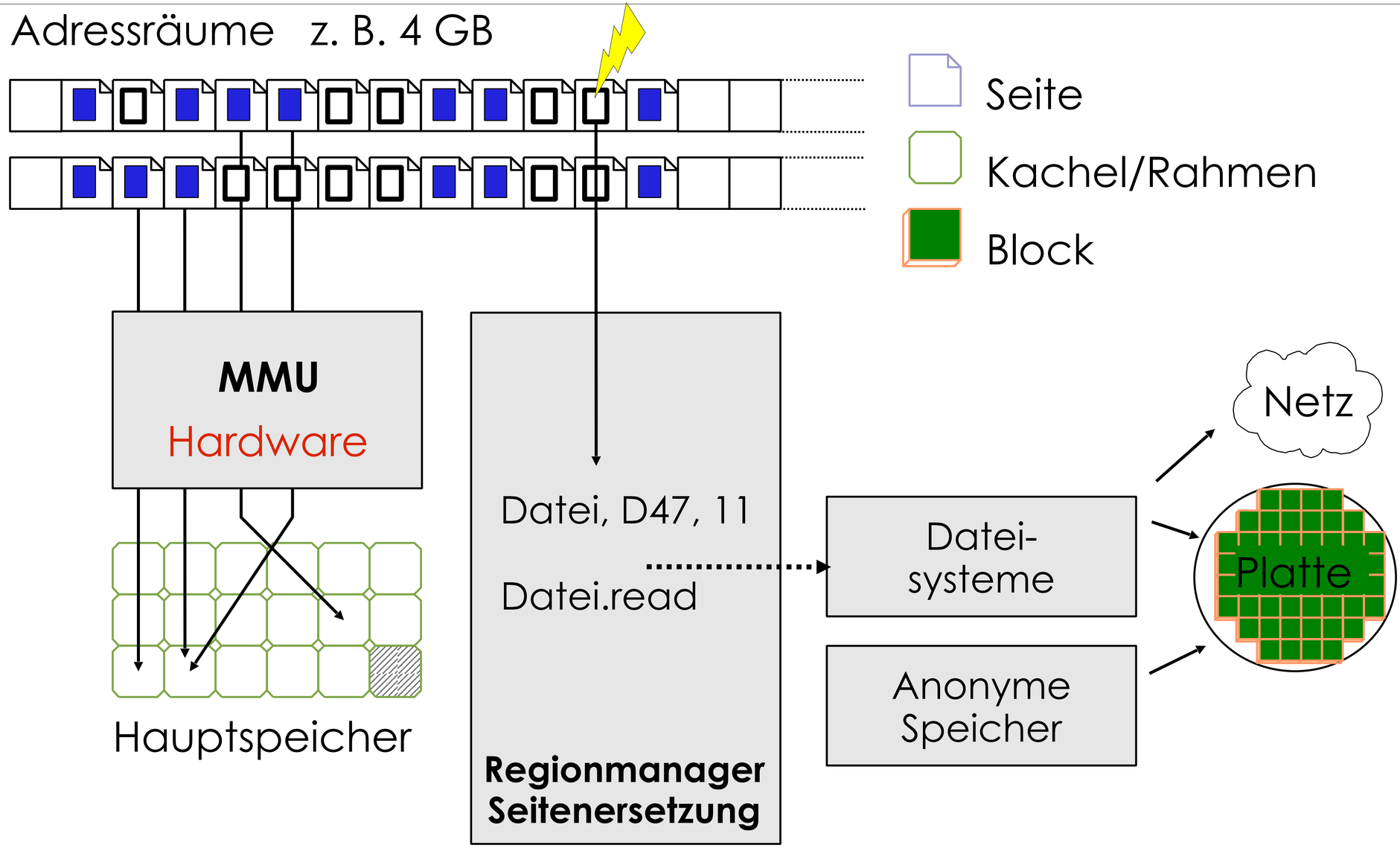
Das Zusammenspiel



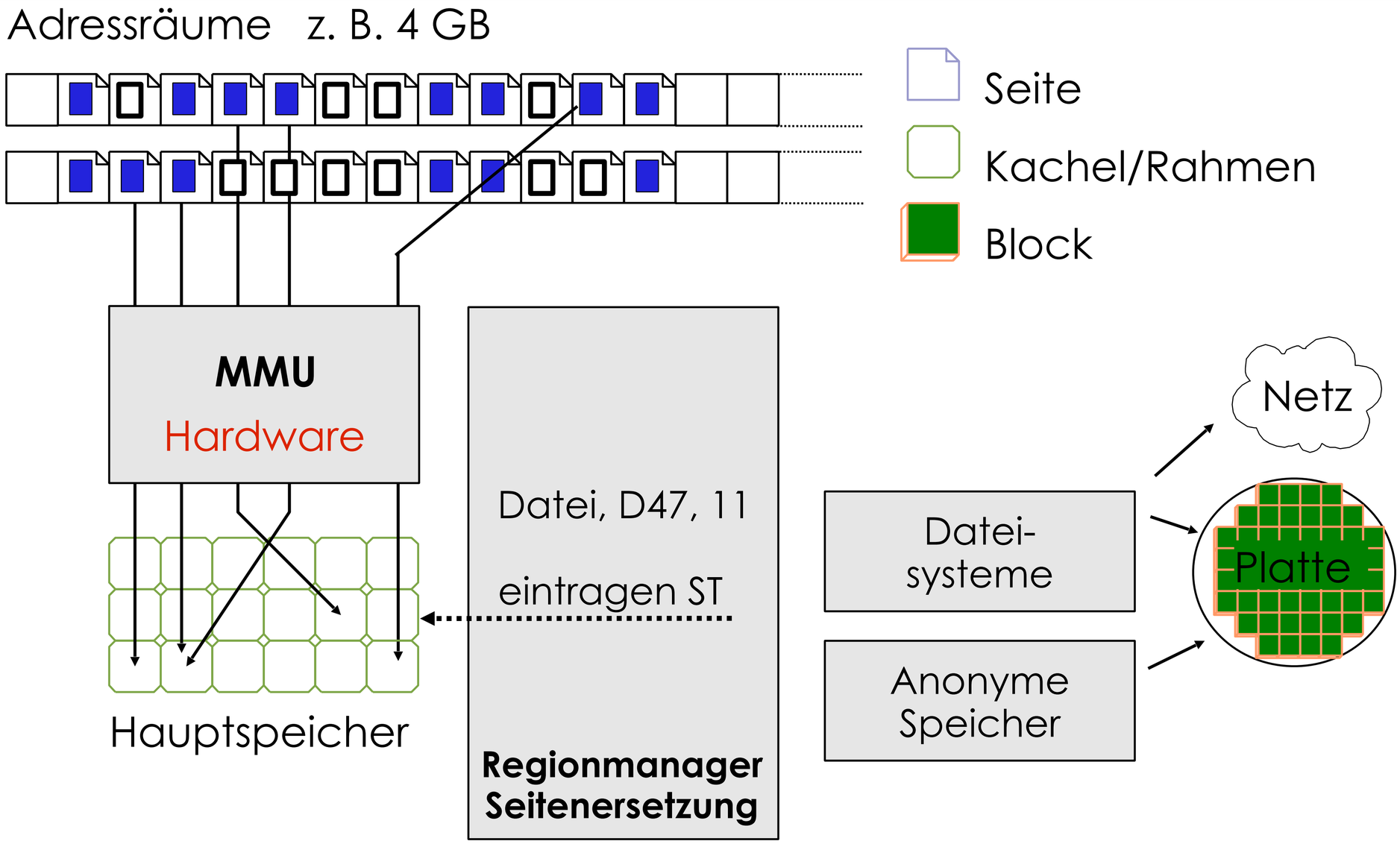
Das Zusammenspiel



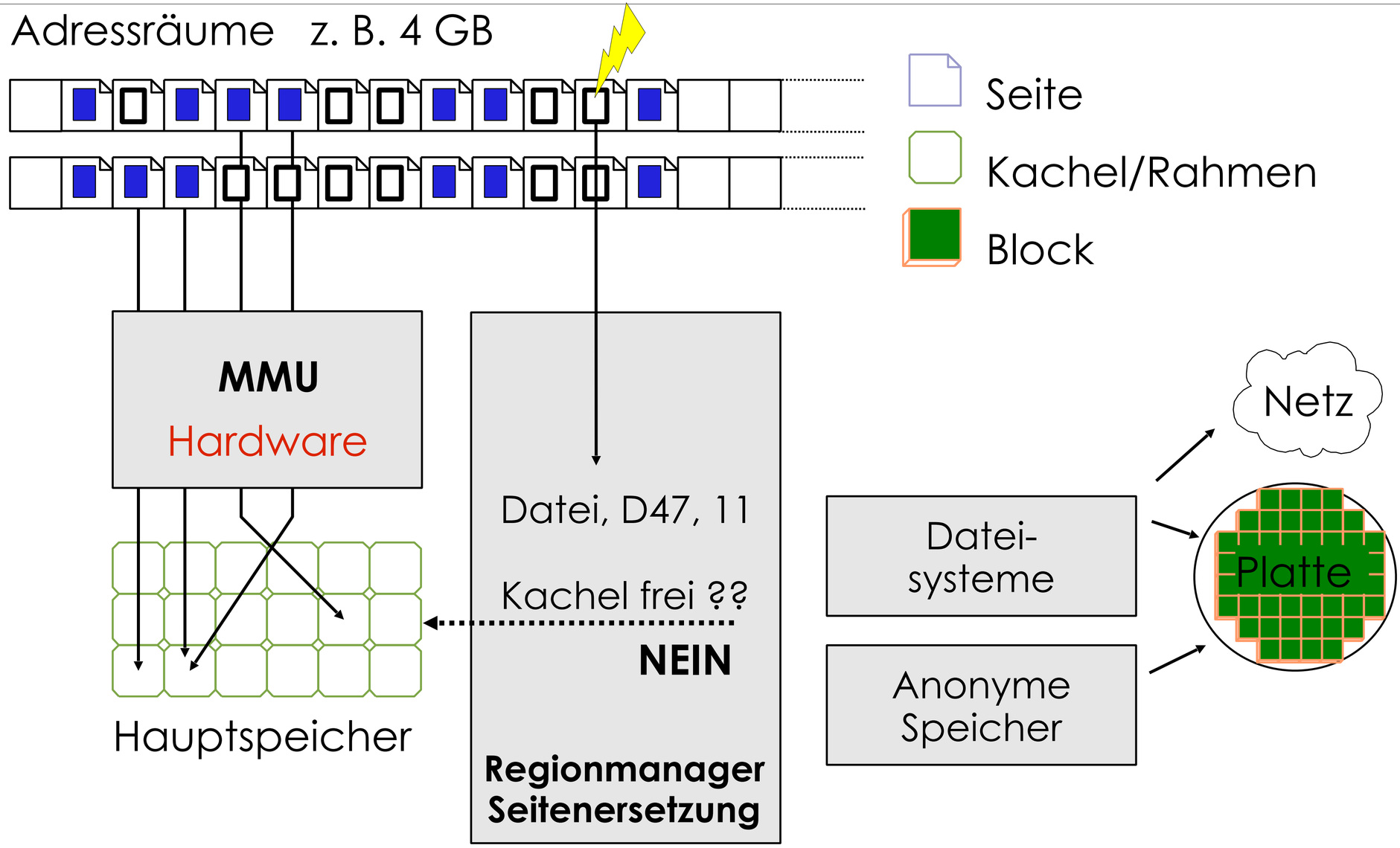
Das Zusammenspiel



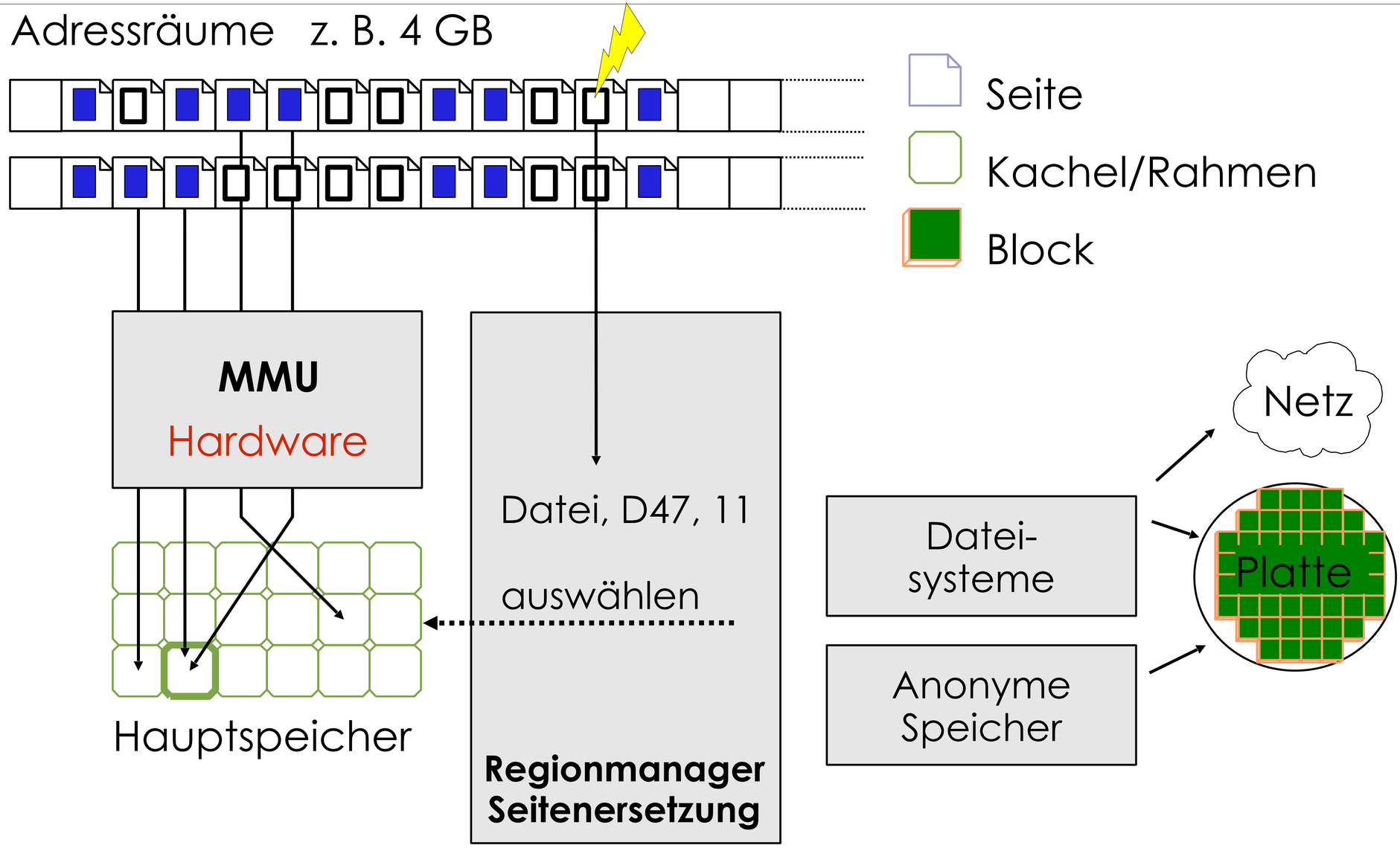
Das Zusammenspiel



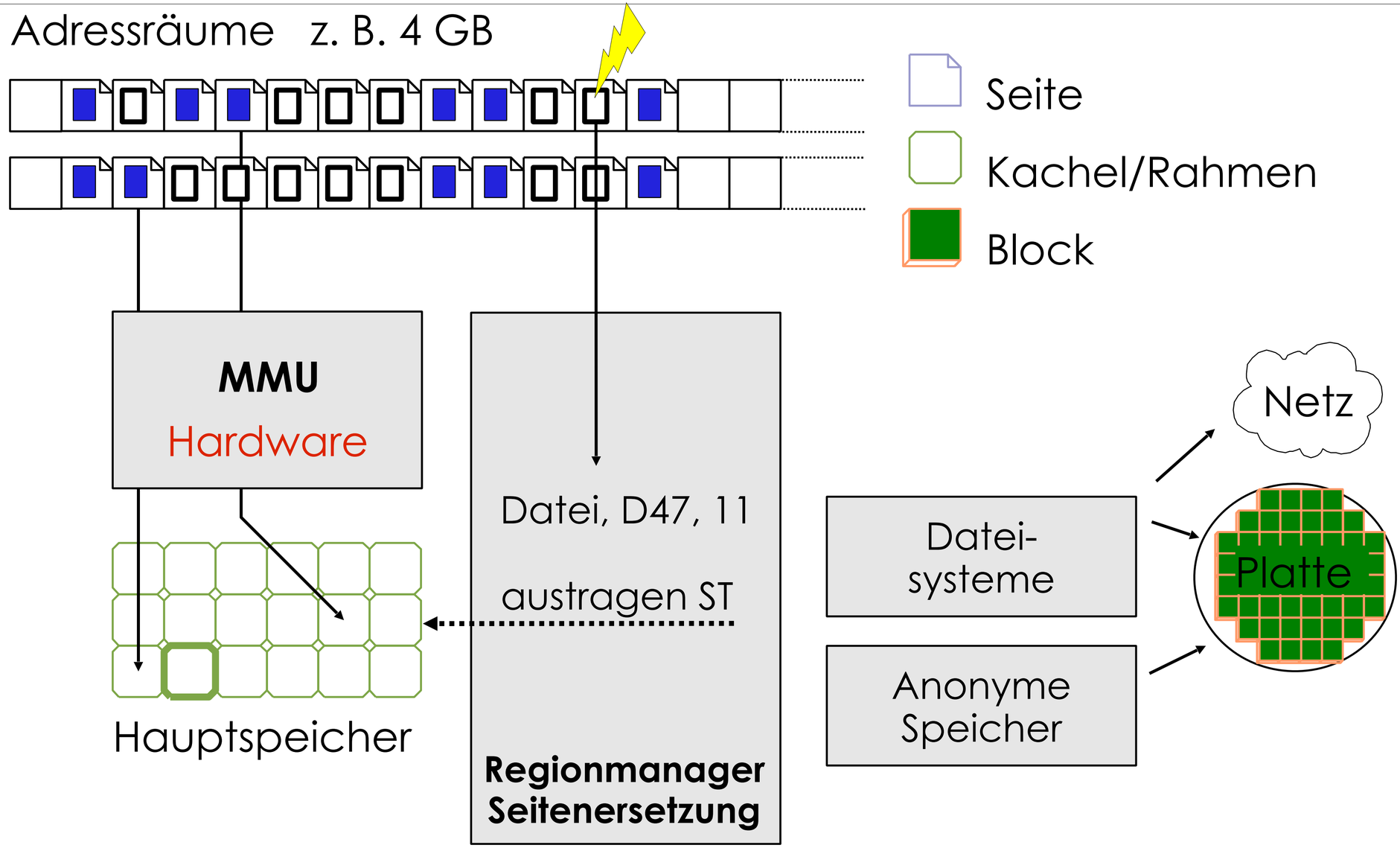
Das Zusammenspiel



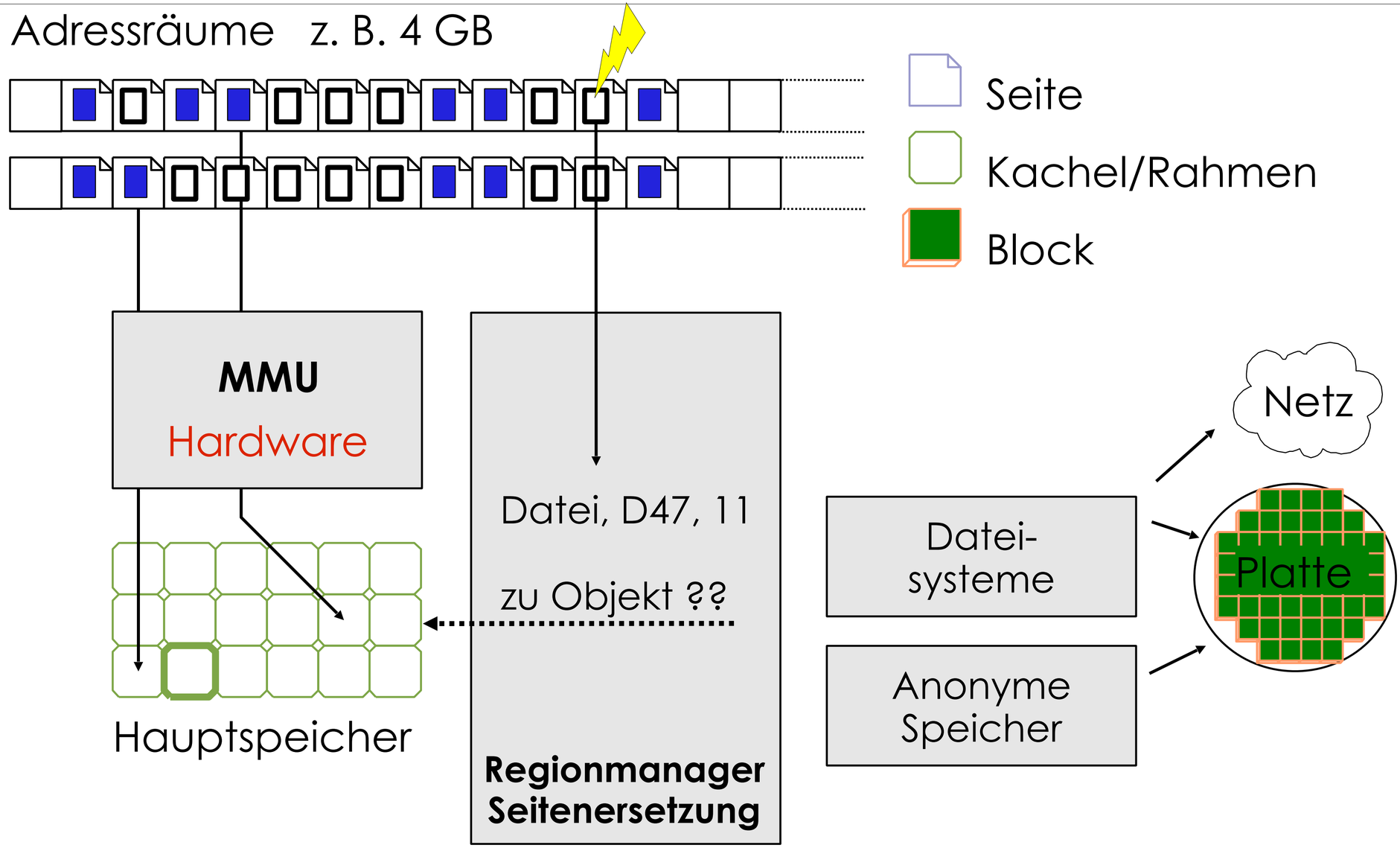
Das Zusammenspiel



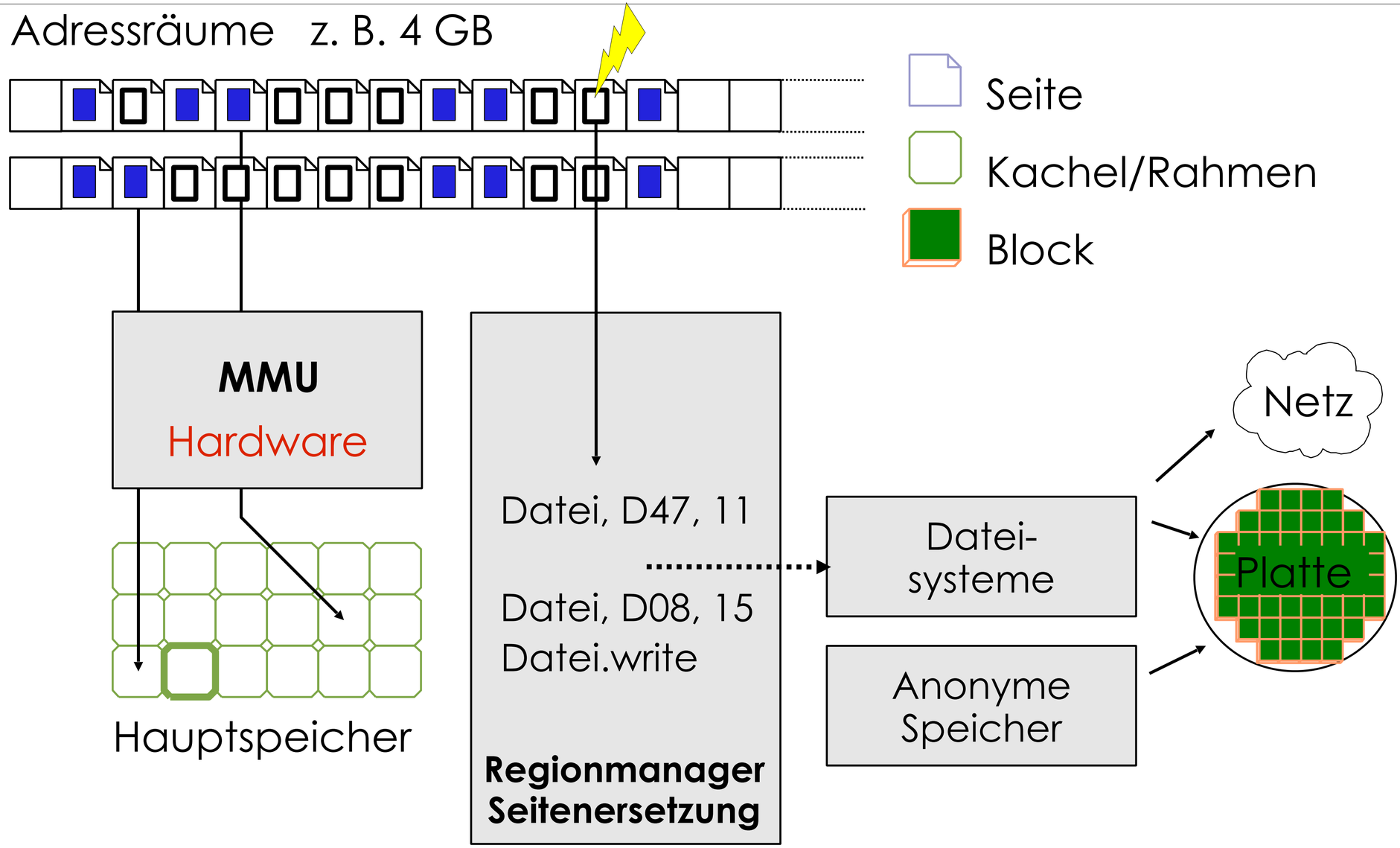
Das Zusammenspiel



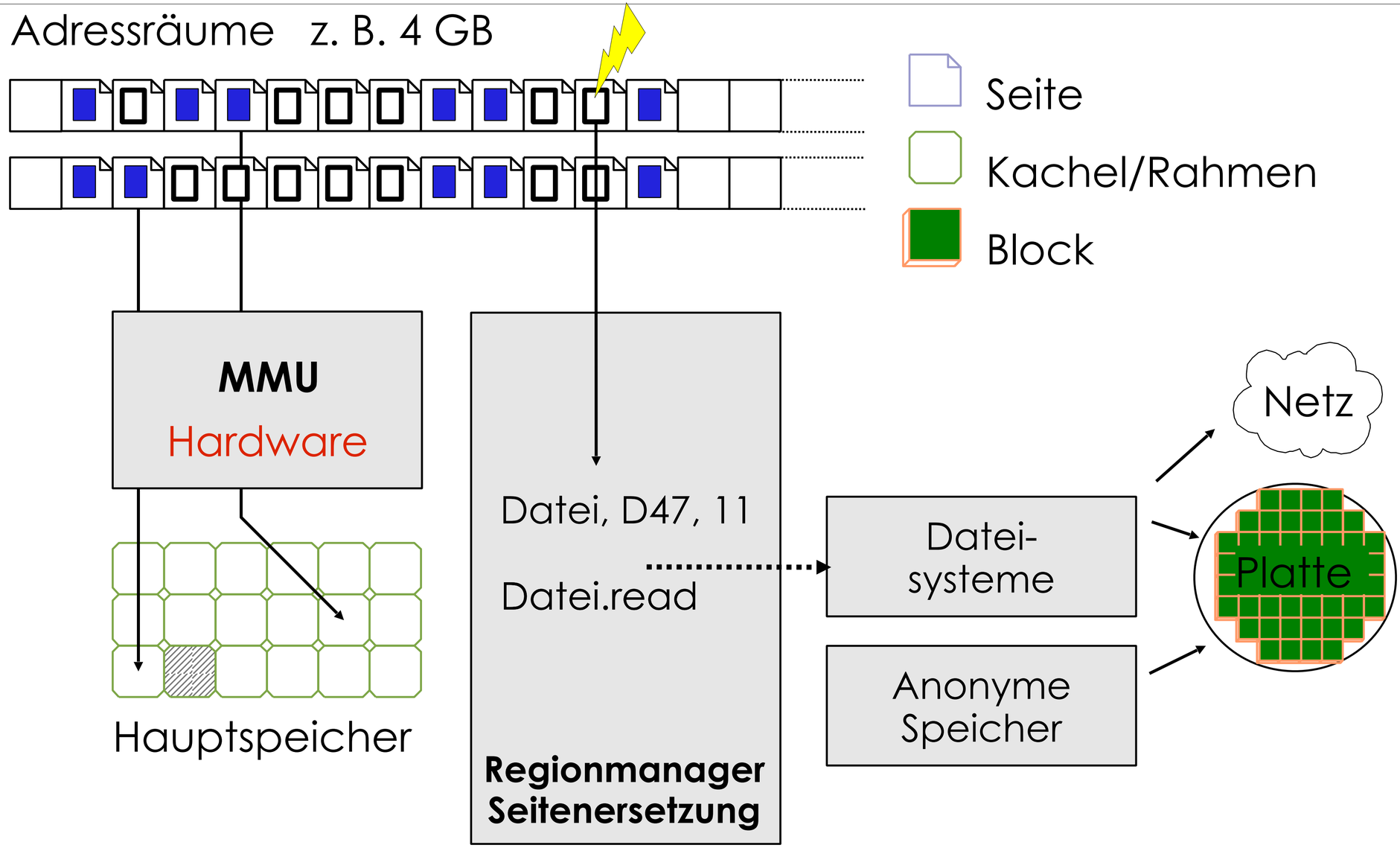
Das Zusammenspiel



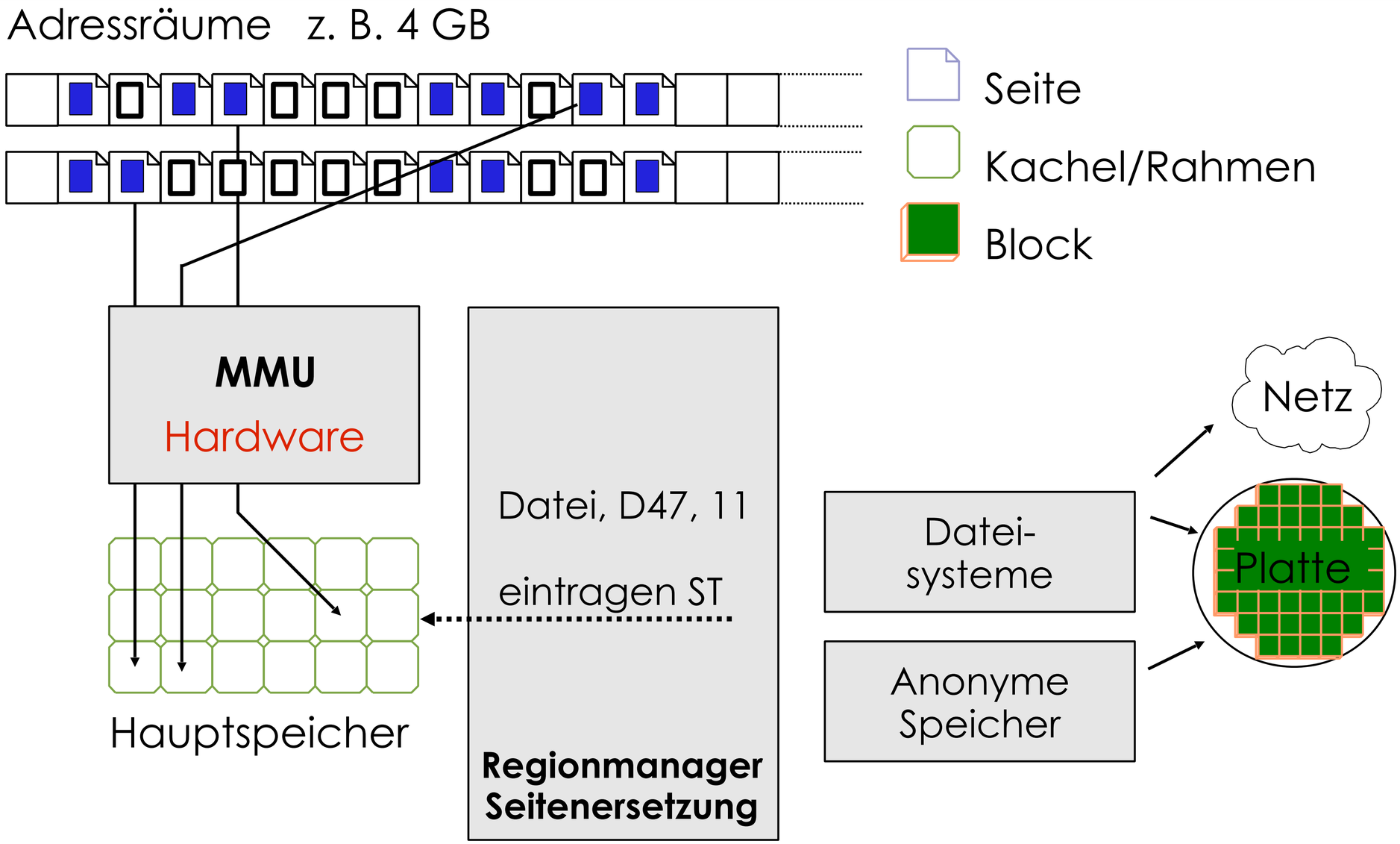
Das Zusammenspiel



Das Zusammenspiel



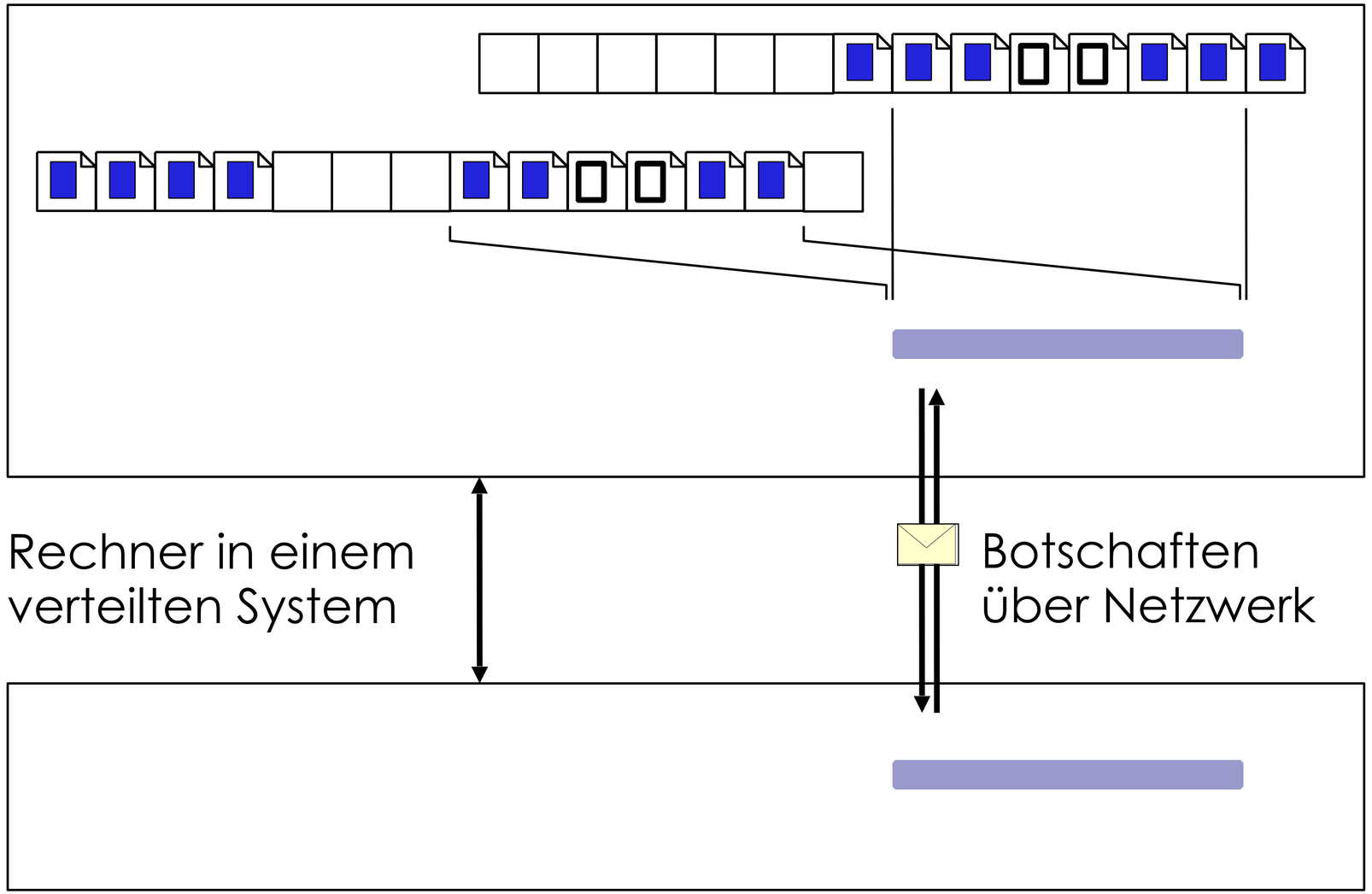
Das Zusammenspiel



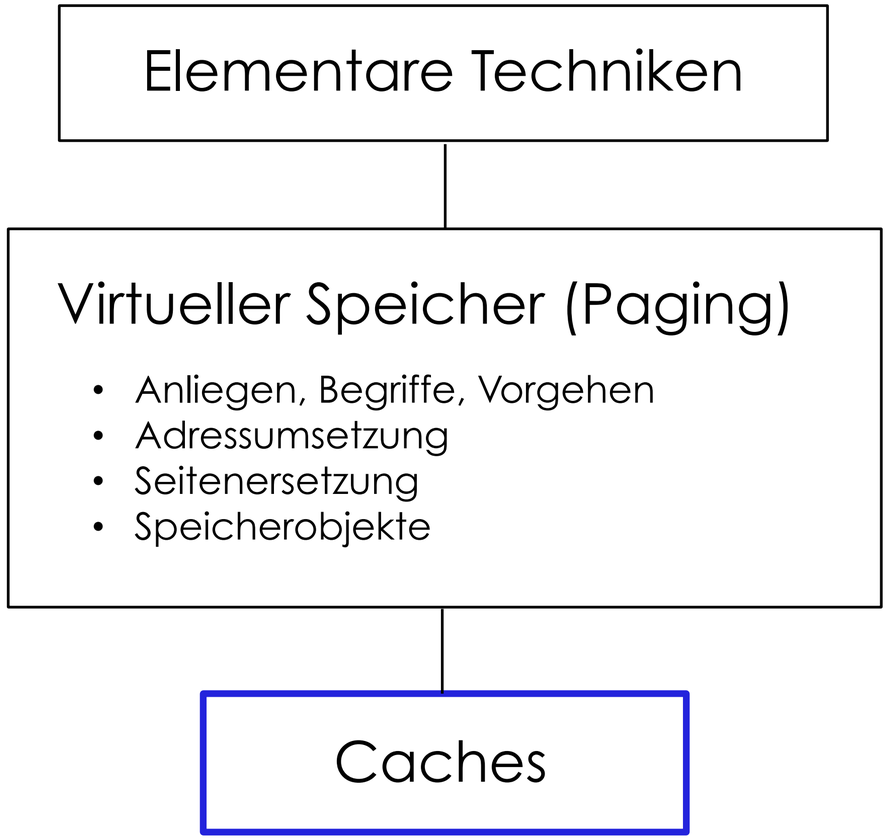
Das Zusammenspiel

- Seitenfehler
- Finde Objekt + Seite (Offset-Behandlung)
- Suche ob Kachel schon vorhanden
- Falls ja: Seite in Seitentabelle eintragen → fertig
- Falls nein: freie Kachel vorhanden?
- Falls freie Kachel vorhanden: Inhalt lesen, Seite eintragen
- Falls keine freie Kachel vorhanden → verdrängen
- Aus allen beteiligten Seitentabellen austragen
- Zu welchem Objekt gehört verdrängte Kachel?
- Inhalt sichern, wenn er verändert wurde
- dann wie oben: neuen Inhalt lesen, Seite eintragen

Speicherobjekte im Netz



Wegweiser


Elementare Techniken
Virtueller Speicher (Paging)
• Anliegen, Begriffe, Vorgehen
• Adressumsetzung
• Seitenersetzung
• Speicherobjekte
Caches

Rechnerarchitektur: Caches

Ziel

größtmöglicher und schnellstmöglicher Speicher

Grundlage

Lokalitätsverhalten bei Speicherzugriffen

Idee

- Anordnung von schnelleren, kleineren Speichern vor größeren, langsameren Speichern
- bei jedem Zugriff auf langsameren Speicher wird auch in schnellerem Speicher eine Kopie angelegt und genutzt

Caches für Hauptspeicher

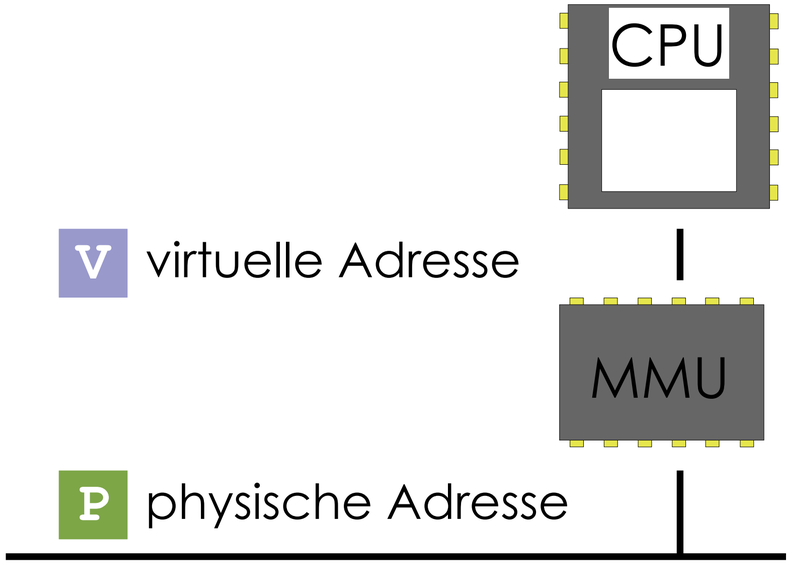
Characteristika

- Gesamtgröße, Cacheline-Größe, Geschwindigkeit
- Organisation: Austauschverfahren, Zugriffsart
- Index: aus Adresse wird Position im Cache berechnet
- Tag: im Cache gespeicherte Adresse

Organisation von Caches

Virtuelle vs. physische Adressen

- virtuelle Tags und Indizes (VIVT)
  - schnell (spart MMU-Zugriff)
  - Löschen bei Adressraum-Wechsel
- physische Tags und Indizes (PIPT)
  - langsamer, da auf MMU gewartet werden muss
  - unabhängig von Adressraum-Organisation (Sharing)
- virtuelle Indizes, physische Tags (VIPT)
  - Kompromiss
  - Index-Zugriff parallel zur MMU, Tag-Vergleich physisch



Zusammenfassung Speicher

- Ziele von virtuellem Speicher: Schutz, Abstraktion, Effizienz
- Adressumsetzung in der MMU
- mehrstufige Seitentabellen, TLB
- Behandlung von Seitenfehlern
- Seitenersetzung zur Verwaltung des Hauptspeichers
- logischer Aufbau des Adressraums: Regionen