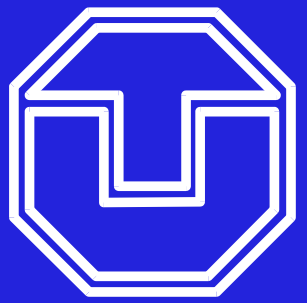
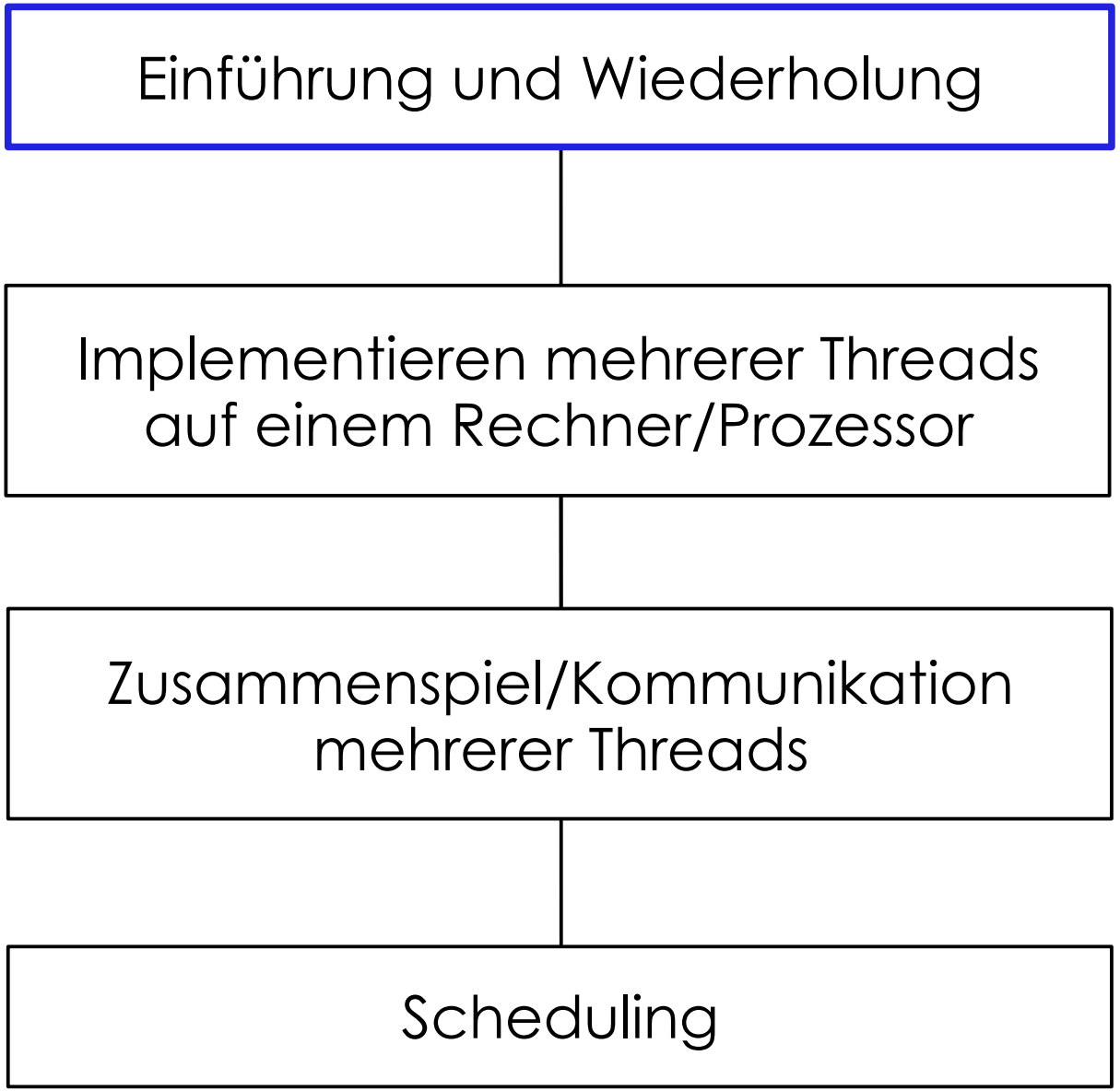
Threads

Betriebssysteme
vieles nach Lehrbuch von
Andrew S. Tanenbaum

Hermann Härtig
TU Dresden, WS 2017



Wegweiser

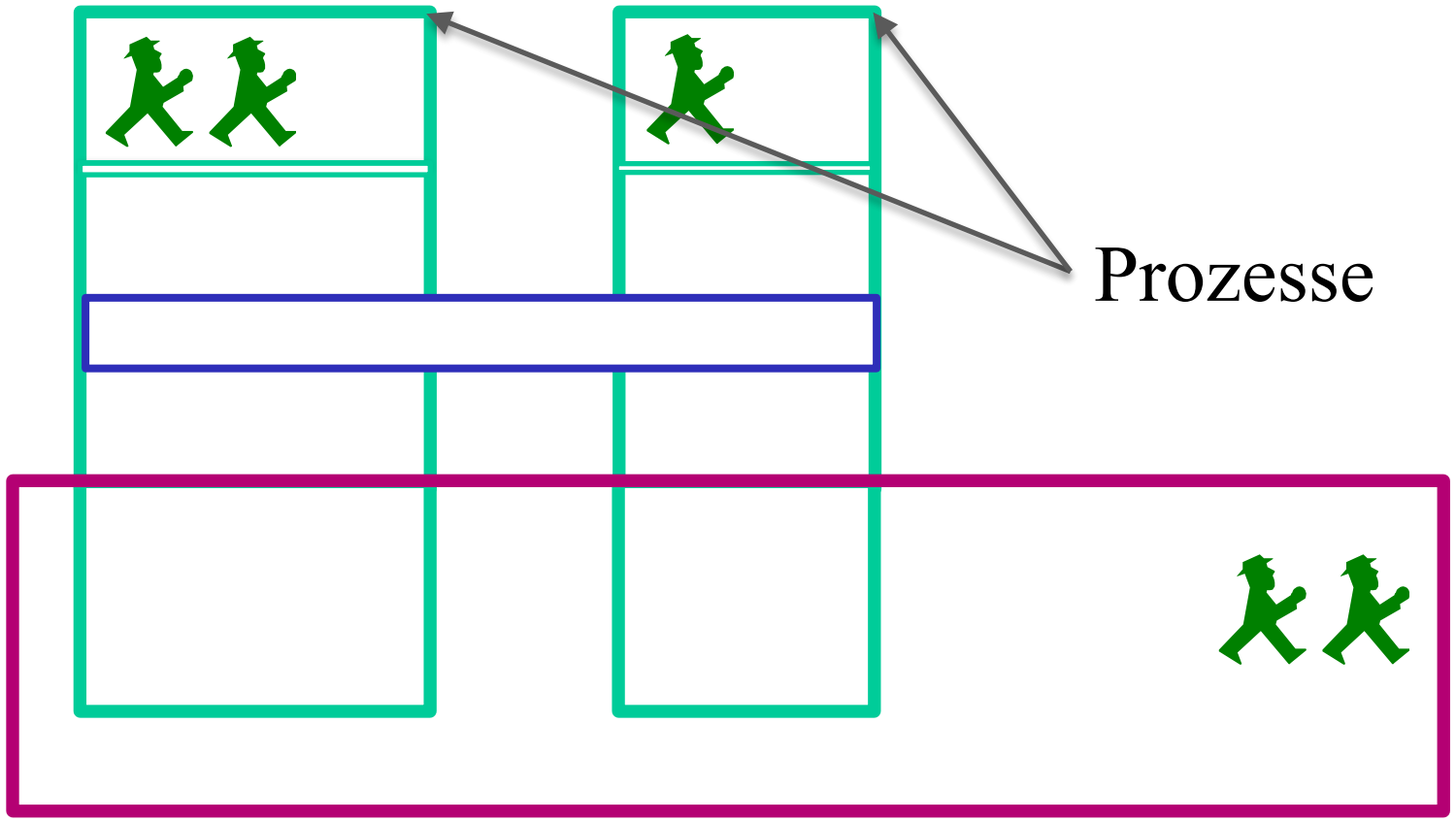

Einführung und Wiederholung
Implementieren mehrerer Threads auf einem Rechner/Prozessor
Zusammenspiel/Kommunikation mehrerer Threads
Scheduling

Definition: Thread

Eine selbständige

- ein sequentielles Programm ausführende
- zu anderen Threads parallel arbeitende
- von einem Betriebssystem zur Verfügung gestellte

Aktivität.

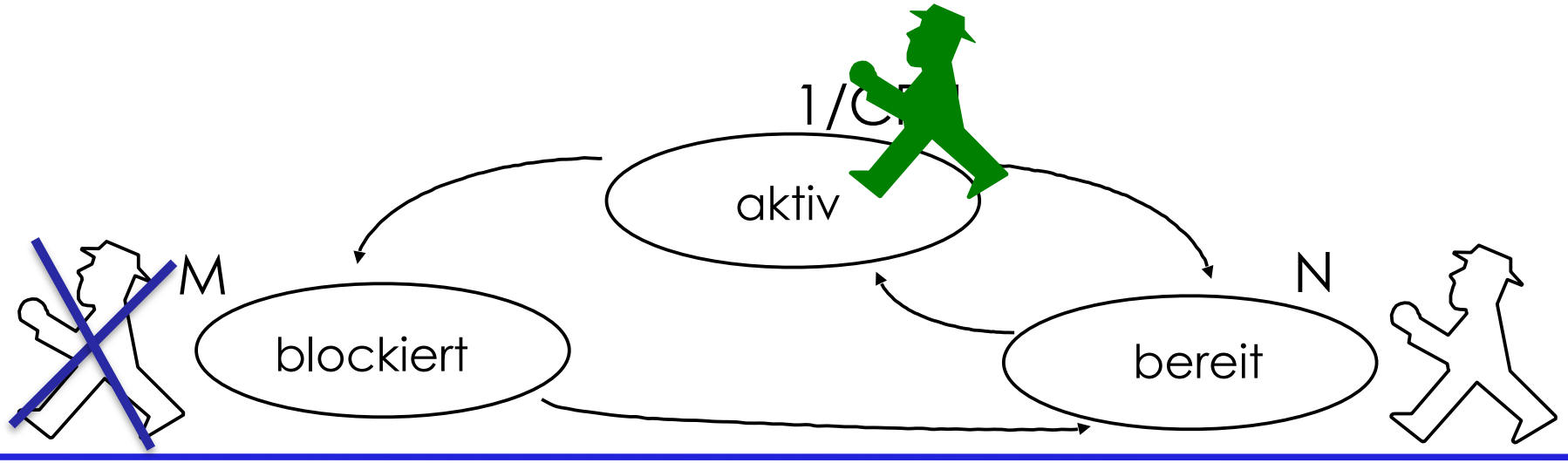


Ausführungsmodelle/Notationen

- P||Q
- **create(Prozedur,Stack);**
  ...
  join(thread);
- **COBEGIN**
  P(Params); Q();
  COEND
- **viele weitere**

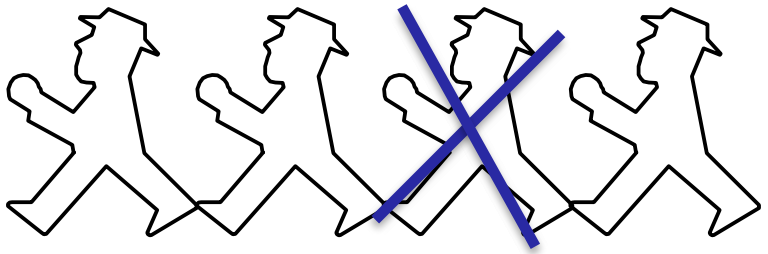
Thread-Zustände

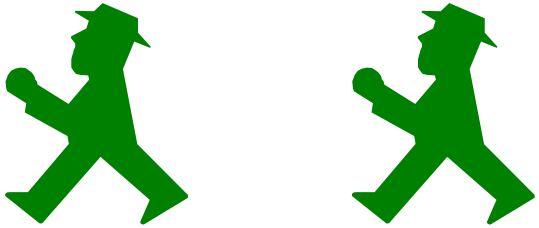
- Threads können gerade auf der CPU ausgeführt werden: „aktiv“
- Threads können „blockiert“ sein: sie warten auf ein Ereignis (z. B. Botschaft, Freigabe eines Betriebsmittels), um weiterarbeiten zu können.
  Laufen mehrere Threads auf einem Rechner, muss dann die CPU für andere Threads freigegeben werden.
- Threads können „bereit“ sein:
  nicht „blockiert“, aber auch nicht „aktiv“



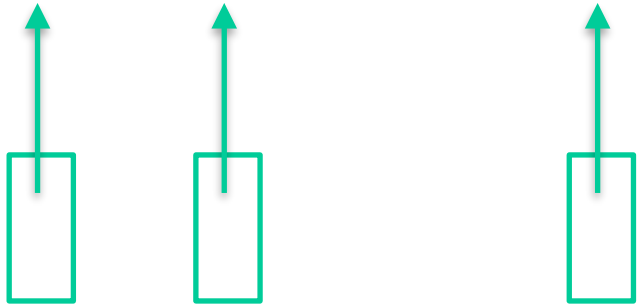
Thread-Implementierung

Threads

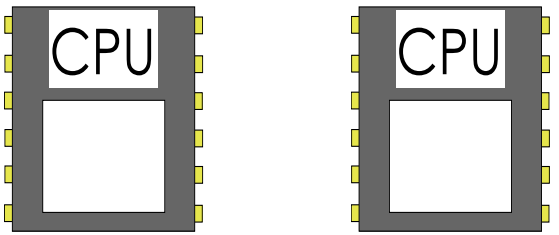




Bereit-
Menge

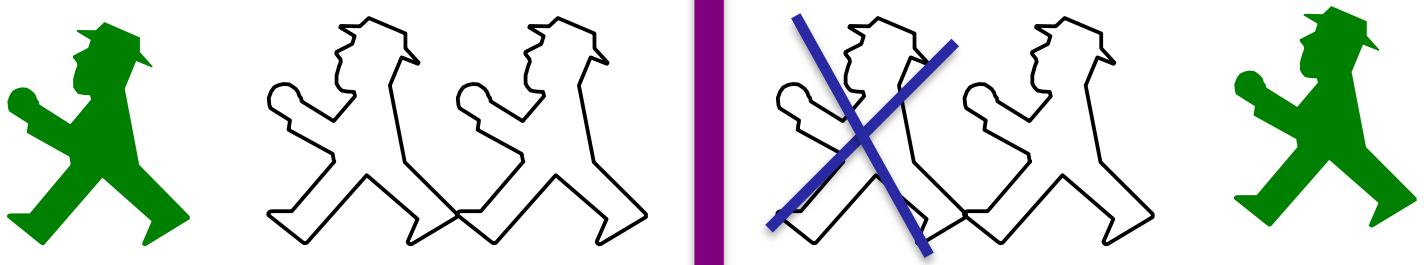


CPUs

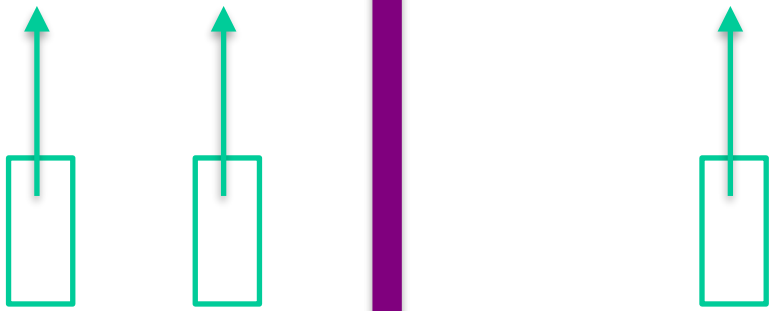


Scheduler - Mehrprozessor

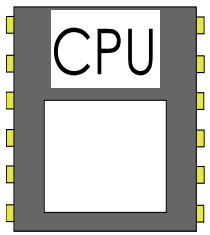
Threads



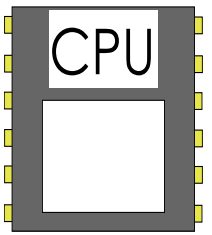
Bereit-
Menge



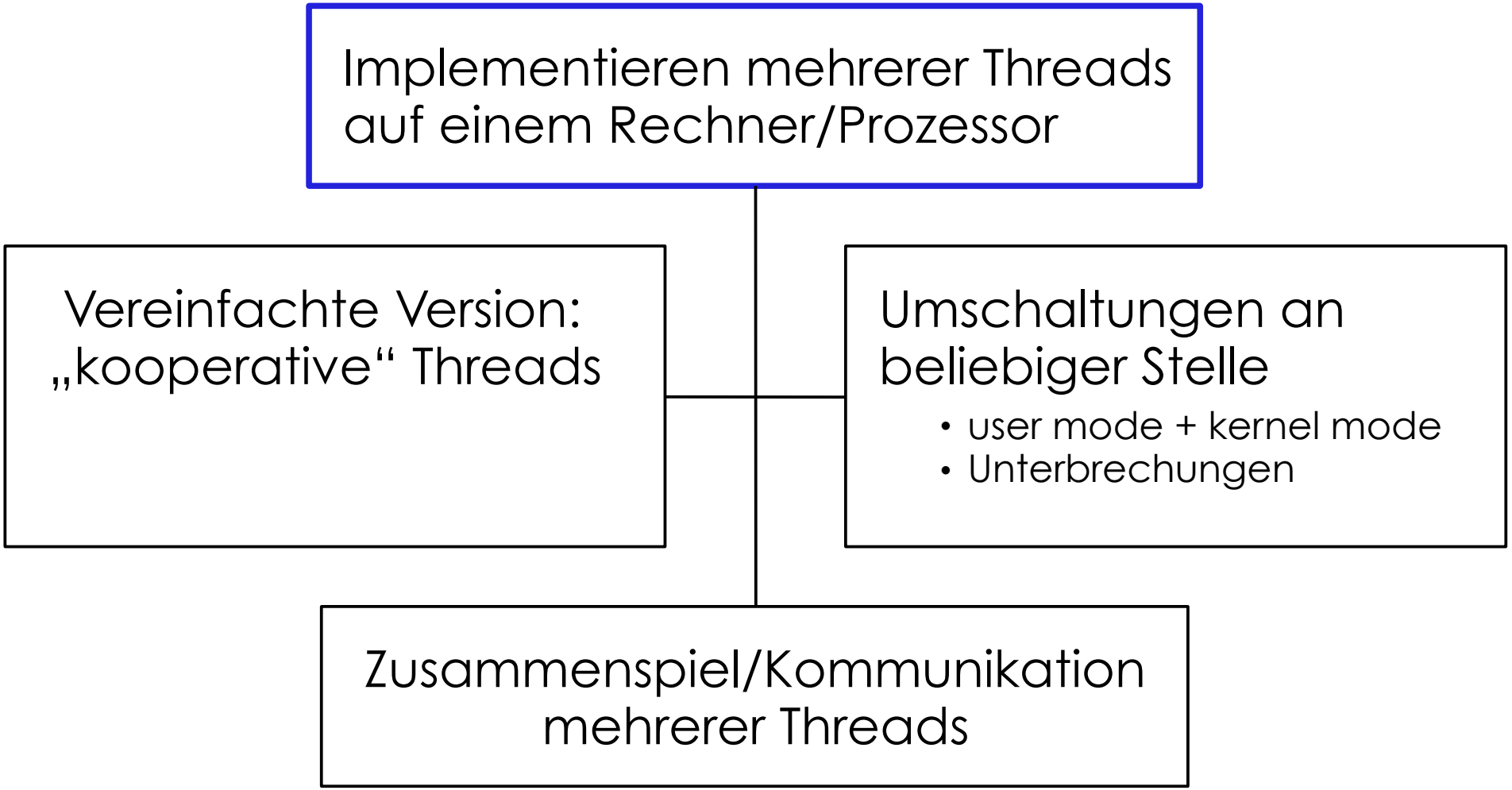
CPUs



“partitionierte”:
Bereitmenge/CPU



Wegweiser


Implementieren mehrerer Threads auf einem Rechner/Prozessor
Vereinfachte Version: „kooperative“ Threads
Umschaltungen an beliebiger Stelle
• user mode + kernel mode
• Unterbrechungen
Zusammenspiel/Kommunikation mehrerer Threads

Randbedingungen

- zu jeder Zeit ist höchstens ein Thread (pro CPU) *aktiv*
- ein *aktiver* Thread ist zu jedem Zeitpunkt genau einer CPU zugeordnet
- nur die *bereiten* Threads (erhalten CPU, werden *aktiv*)
- „fair“: jeder Thread erhält “angemessenen” Anteil CPU-Zeit; kein Thread darf CPU für sich allein beanspruchen
- Wohlverhalten von Threads darf bei der Implementierung von Threads keine Voraussetzung sein
  z. B.: `while (true) {bla();}` darf nicht dazu führen, dass andere Threads nie wieder „drankommen“

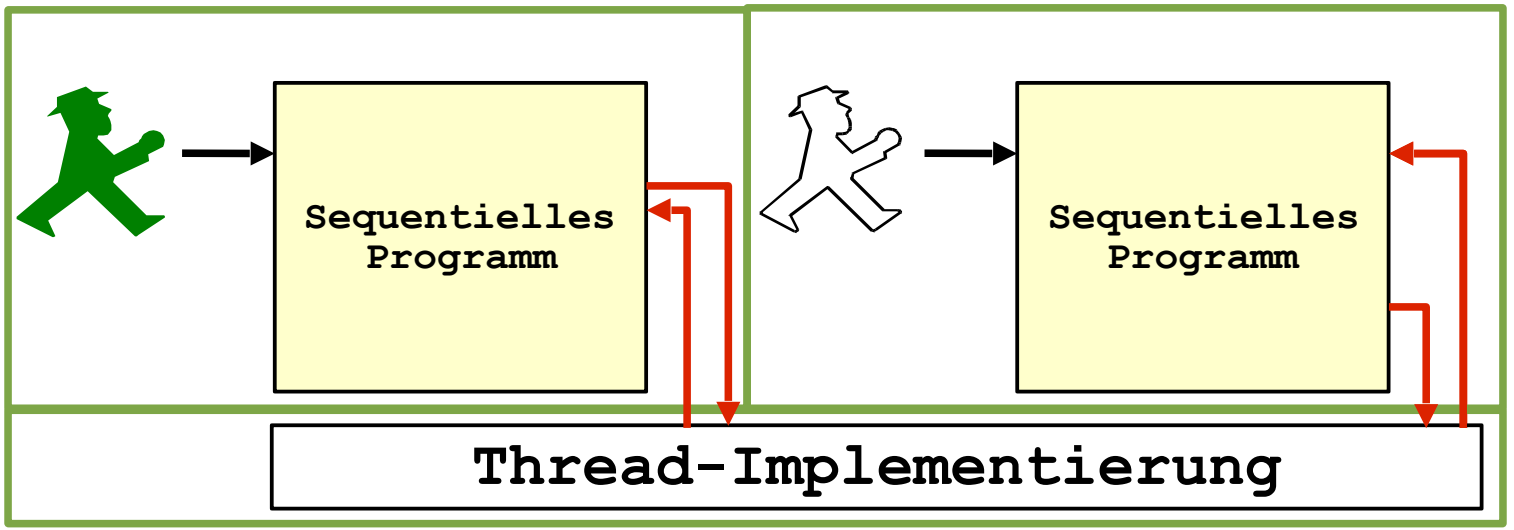
Kooperative vs. preemptive Umschaltung

Umschaltung zwischen kooperativen Threads

Alle Threads rufen zuverlässig in bestimmten Abständen eine Umschaltoperation der Thread-Implementierung auf

Umschaltung ohne Kooperation an beliebigen Stellen

Thread wird zur Umschaltung gezwungen - „preemptiert“



Beispiel

Langlaufender Thread

```
Thread1 {

  Raytrace(Bildbereich[0]);


  Raytrace(Bildbereich[1]);


  Raytrace(Bildbereich[2]);


  Raytrace(Bildbereich[3]);

}
```

Periodischer Thread

```
Thread2 {

  while (true) {

     receive(mesg);
     // blockiert Thread2
     // bis zum Eintreffen
     // der Nachricht;
     // impliziert schedule

     handle(mesg);
  }
}
```

Kooperative Umschaltung: Beispiel

Langlaufender Thread

```
Thread1 {

  Raytrace(Bildbereich[0]);
  schedule();

  Raytrace(Bildbereich[1]);
  schedule();

  Raytrace(Bildbereich[2]);
  schedule();

  Raytrace(Bildbereich[3]);
  schedule();
}
```

Periodischer Thread

```
Thread2 {

  while (true) {

     receive(mesg);
     // blockiert Thread2
     // bis zum Eintreffen
     // der Nachricht;
     // impliziert schedule

     handle(mesg);
  }
}
```

Preemptive Umschaltung: Beispiel

Langlaufender Thread

```
Thread1 {

  Raytrace(Bildbereich[0]);

  Raytr ...
  // durch Betriebssystem
  // erzwungene Umschaltung
  // weil Rechenzeit zu
  // Ende oder wichtigerer
  // Thread bereit wird;
  // später Fortsetzung an
  // alter Stelle
  ... ace(Bildbereich[1]);

  Raytrace(Bildbereich[2]);
  Raytrace(Bildbereich[3]);
}
```

Periodischer Thread

```
Thread2 {

  while (true) {

     receive(mesg);
     // blockiert Thread2
     // bis zum Eintreffen
     // der Nachricht;
     // impliziert schedule

     handle(mesg);
  }
}
```

Umschaltmechanismen

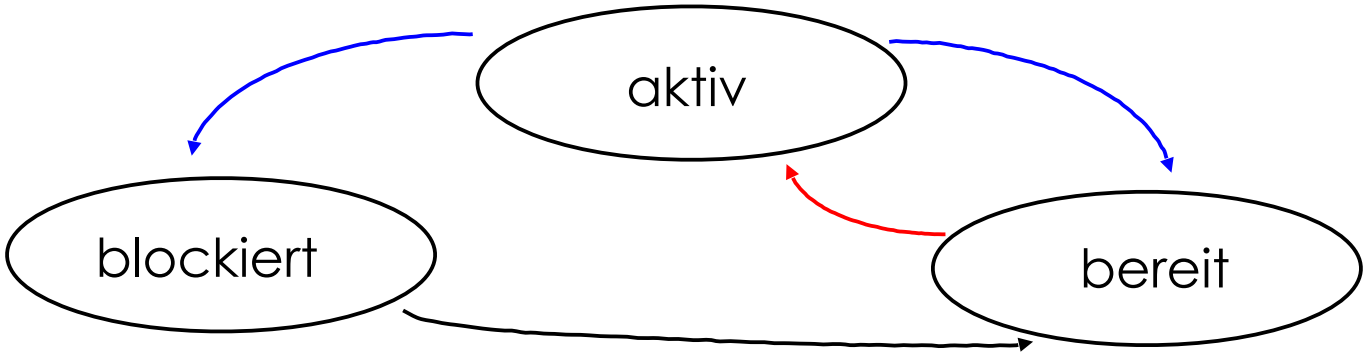
`Ziel-Thread = schedule()`

- Auswahl eines bereiten Threads, falls Ziel-Thread unbekannt
- ruft **`switch_to`** auf, um zum ausgewählten Thread umzuschalten

`switch_to(Ziel-Thread)`

- wird direkt aufgerufen, wenn Ziel-Thread bekannt
- schaltet vom aktiven Thread zum Ziel-Thread um
- wenn ein Thread wieder aktiv wird, wird er an der Stelle fortgesetzt, an der von ihm weggeschaltet wurde

Zustandsänderung bei Umschaltung



- aktiver Thread ändert Zustand auf
  - *blockiert*: wartet auf ein Ereignis (z. B. Nachricht)
  - *bereit*: Rechenzeit zu Ende oder wichtigerer Thread ist *bereit* geworden
- danach Aufruf der Funktion: **`switch_to(Ziel-Thread)`**
- Ziel-Thread ändert Zustand von *bereit* auf *aktiv*

Bewertung der kooperativen Umschaltung

- Nicht kooperierende Threads können System lahm legen
- Sehr aufwändig, Umschaltstellen im Vorhinein festzulegen

-> in Betriebssystemkernen sehr geringe Bedeutung, praktisch keine mehr in Betriebssystemen, Echtzeitsystemen, ...

-> wichtig für Thread-Implementierung in "User"-Mode

"User-Level Thread Packages"

Zwischenform (veraltet)

- Threads im Betriebssystemkern sind nicht preemptierbar, man vertraut darauf, dass Kern-Konstrukteure `switch_to()` einfügen.
- Threads, die Benutzerprogramme ausführen, sind jederzeit preemptierbar.

Betriebsmittel/Datenstrukturen eines Threads

- Kern-Stack
- CPU State: CPU-Register, FPU-Register

→ ein Nutzer eines (nicht kooperativen) Thread-Systems muss sich darauf verlassen können, dass nicht ein anderer Thread einen Teil seiner Register zerstört hat

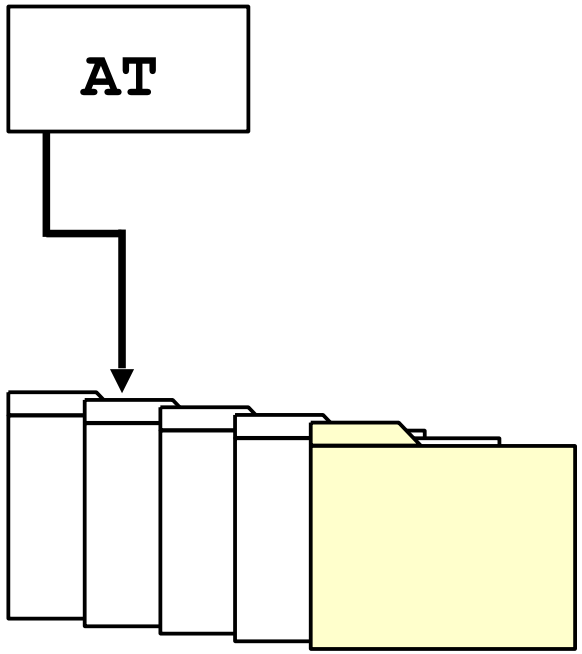
- Thread-Zustand (aktiv, bereit, blockiert)
- Verweis auf Adressraum
- Scheduling-Attribute

→ **Thread Control Block (TCB) – im Speicher**

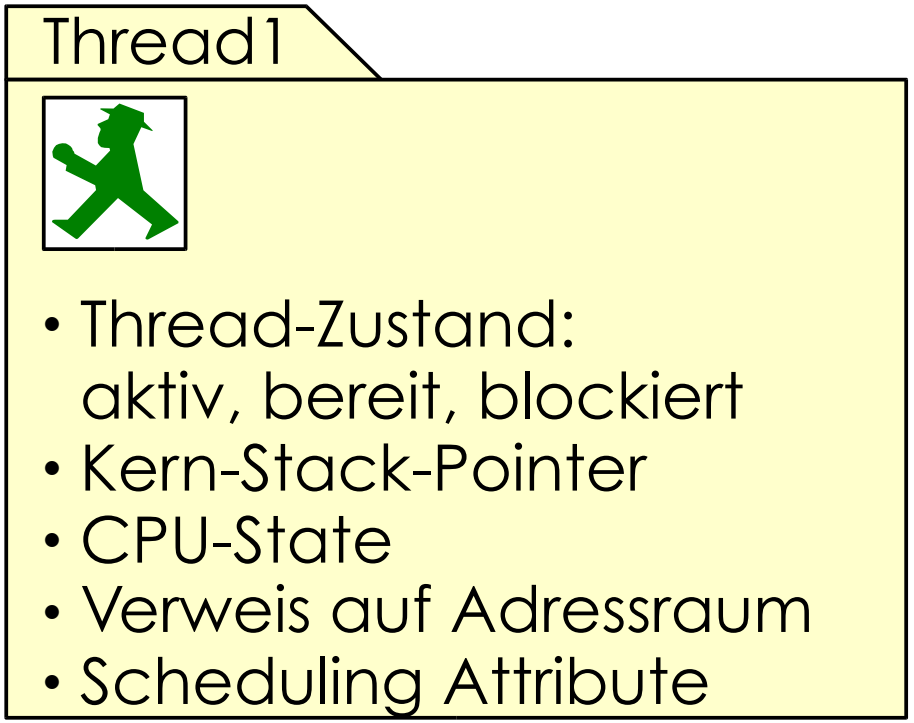
zentrale Struktur des Kerns zur Verwaltung eines Threads
(in den folgenden Graphiken lassen wir „Kern-Stack“ weg)

Thread Control Block (TCB) und TCB-Tabelle

- TCB-Tabelle (**`TCBTAB`**)
- aktiver Thread (**`AT`**)
  globale Variable der
  Thread-Implementierung



Thread Control Block



Thread Control Block (TCB) und TCB-Tabelle

Im Folgenden:

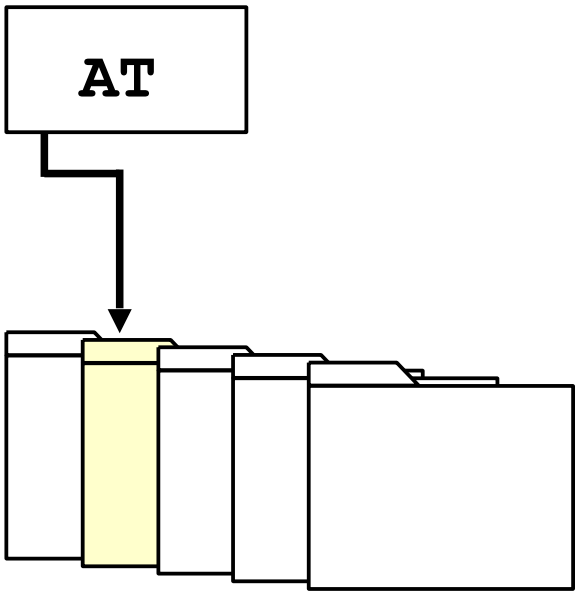
- **`TCBTAB[A]`** Eintrag in der TCB-Tabelle für Thread A
- **`AT`** aktiver Thread
- **`ZT`** Ziel-Thread
- **`TCBTAB[AT]`** „aktueller TCB“

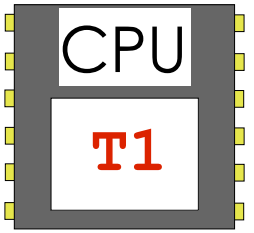
- **`store_CPU_state`** speichert Register in aktuellen TCB
- **`load_CPU_state`** restauriert Register aus aktuellem TCB

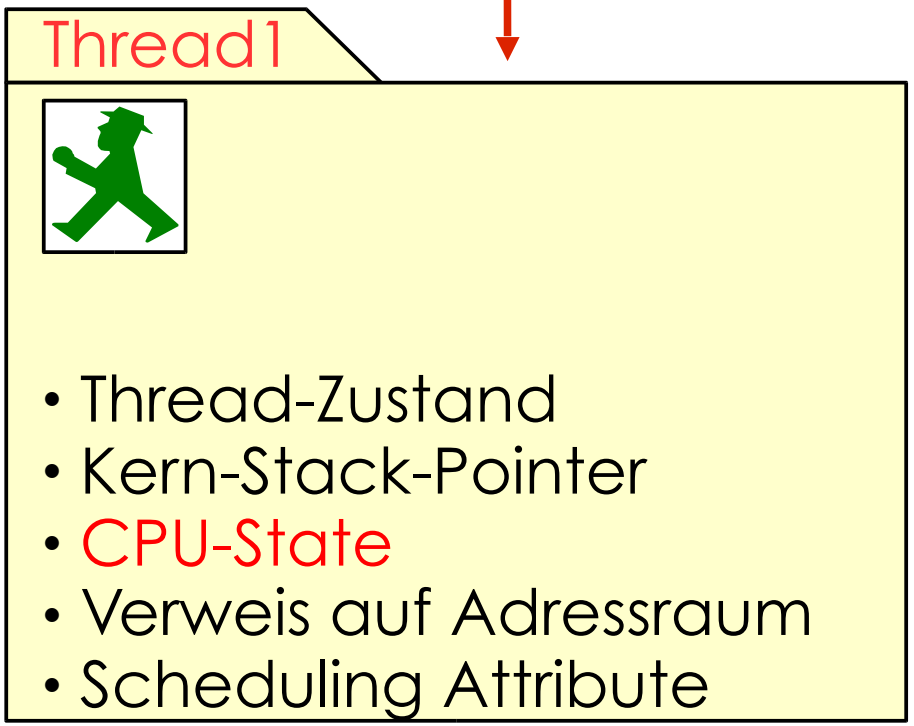
- **`SP`** Stack Pointer – Zeiger an die aktuelle Position im Stack
- **`PC`** Program Counter –
  Zeiger auf den nächsten auszuführenden Befehl

Thread-Umschaltung

```
switch_to(ZT)
{
  store_CPU_state();
  TCBTAB[AT].SP = SP;
  AT = ZT;
  SP = TCBTAB[AT].SP;
  load_CPU_state();
}
```

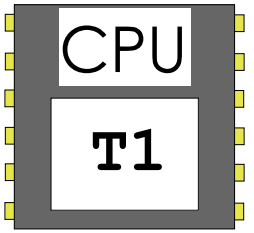


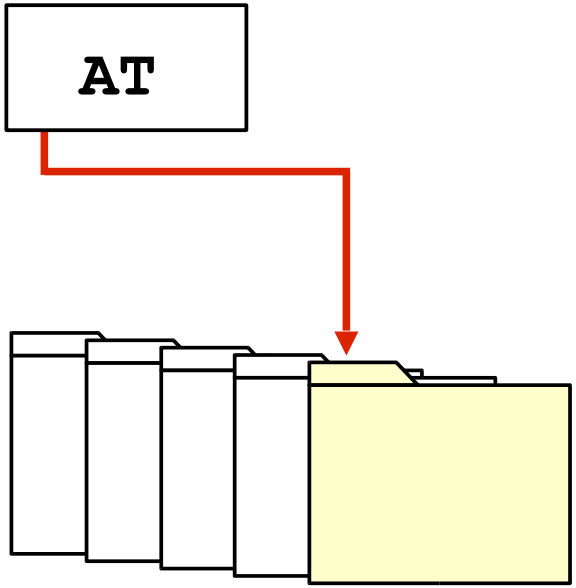




Thread-Umschaltung

```
switch_to(ZT)
{
   store_CPU_state();
   TCBTAB[AT].SP = SP;
   AT = ZT;
   SP = TCBTAB[AT].SP;
   load_CPU_state();
}
```



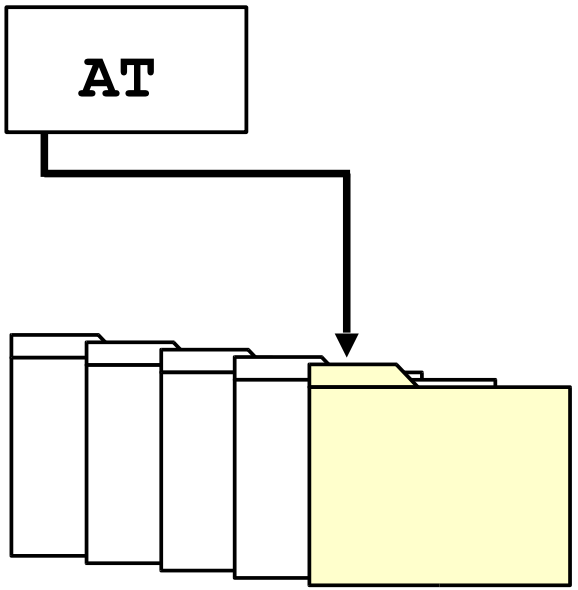


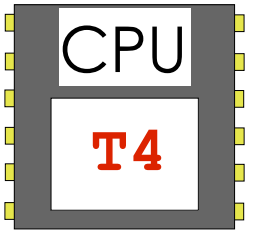
Thread4

- Thread-Zustand
- Kern-Stack-Pointer
- CPU-State
- Verweis auf Adressraum
- Scheduling Attribute

Thread-Umschaltung

```
switch_to(ZT)
{
   store_CPU_state();
   TCBTAB[AT].SP = SP;
   AT = ZT;
   SP = TCBTAB[AT].SP;
   load_CPU_state();
}
```



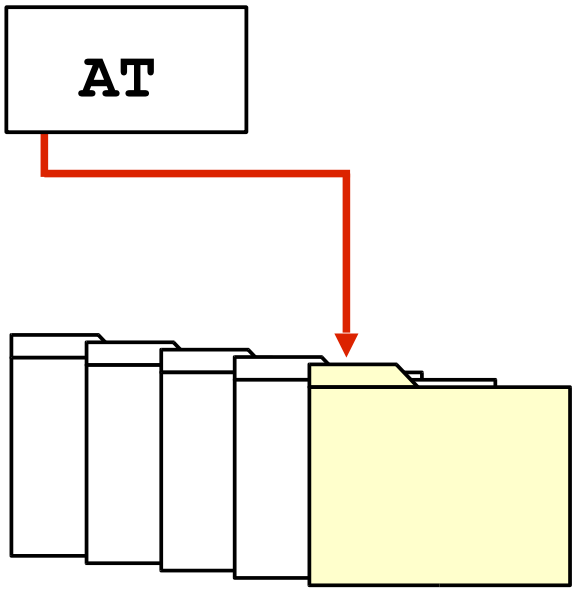


Thread4

- Thread-Zustand
- Kern-Stack-Pointer
- CPU-State
- Verweis auf Adressraum
- Scheduling Attribute

Thread-Erzeugung

```
switch_to(Z,NT)
{
  store_CPU_state();
  TTAB[AT].Zustand = Z;
  TTAB[AT].SP = SP;
  AT = NT;
  SP = TTAB[AT].SP;
  load_CPU_state();
}
```



Umschaltstelle

- alle nicht „aktiven“ Threads stehen im Kern an dieser Umschaltstelle
- neuer Thread:
  - finde freien TCB
  - initiale Register des Threads werden analog zu store_CPU_state() in TCB gespeichert
  - Ausführung des neuen Threads beginnt an dieser Umschaltstelle

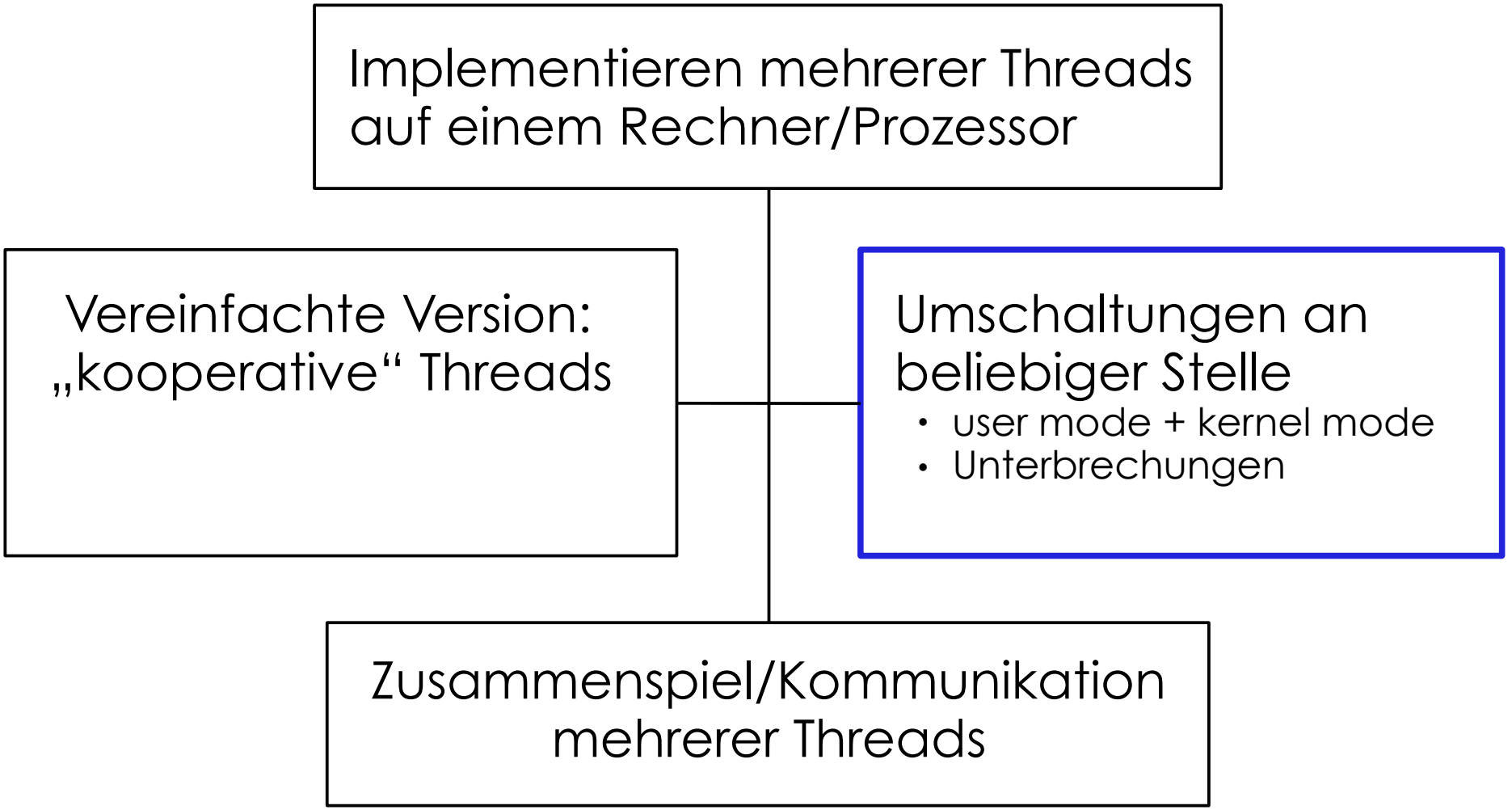
Ausblick: Scheduling

Auswahl des nächsten aktiven Threads aus der Menge der bereiten Threads

- zu bestimmten Punkten (Zeit, Ereignis)
- nach einem bestimmten Verfahren und einer Metrik für die Wichtigkeit jedes Threads (z. B. Priorität)

→ Mehr dazu später in der Vorlesung

Wegweiser


Implementieren mehrerer Threads auf einem Rechner/Prozessor
Vereinfachte Version: „kooperative“ Threads
Umschaltungen an beliebiger Stelle
• user mode + kernel mode
• Unterbrechungen
Zusammenspiel/Kommunikation mehrerer Threads

Wiederholung RA: Unterbrechungen

Unterbrechungen

- asynchron: Interrupts
- synchron: Exceptions

unterbrechen den Ablauf eines aktiven Threads an beliebiger Stelle

Auslöser von Interrupts

- E/A-Geräte – melden Erledigung asynchroner E/A-Aufträge
- Uhren (spezielle E/A-Geräte)

Auslöser von Exceptions

- Fehler bei Instruktionen (Division durch 0 etc.)
- Seitenfehler und Schutzfehler (ausgelöst durch MMU)
- explizites Auslösen – Systemaufrufe (Trap)

Ablauf von HW-Interrupts

- Gerätesteuerung (Controller) löst Unterbrechung aus
- CPU erkennt Auftreten von Interrupts zwischen Befehlen
- CPU schaltet auf Kern-Modus und Kern-Stack des aktiven Threads um und rettet dorthin:
  - User-Stack-Pointer, User-PC, User-Flags, ...
- CPU lädt Kern-PC aus IDT (-> nächste Folie)

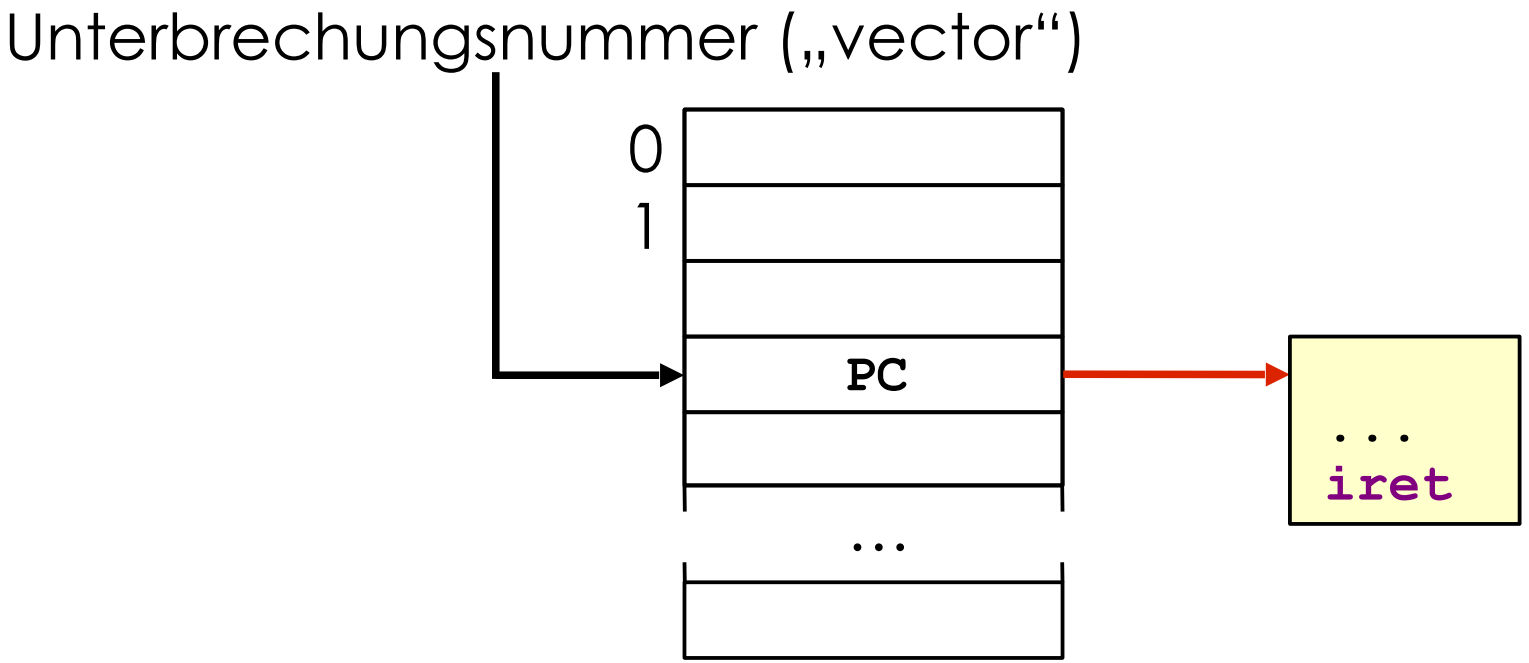
➡ Fortsetzung per SW im BS-Kern

- IRET: restauriert Modus, User-Stack-Pointer, User-PC, User-Flags vom aktuellen Kern-Stack

Mehr zu Unterbrechungen (1)

Gesteuert durch eine Unterbrechungstabelle
(bei x86 „IDT“ - interrupt descriptor table)

- wird von der Unterbrechungshardware interpretiert
- ordnet jeder Unterbrechungsquelle eine Funktion zu



Mehr zu Unterbrechungen (2)

Erfordernis für Unterbrechungen

Sperren und Entsperren von Unterbrechungen

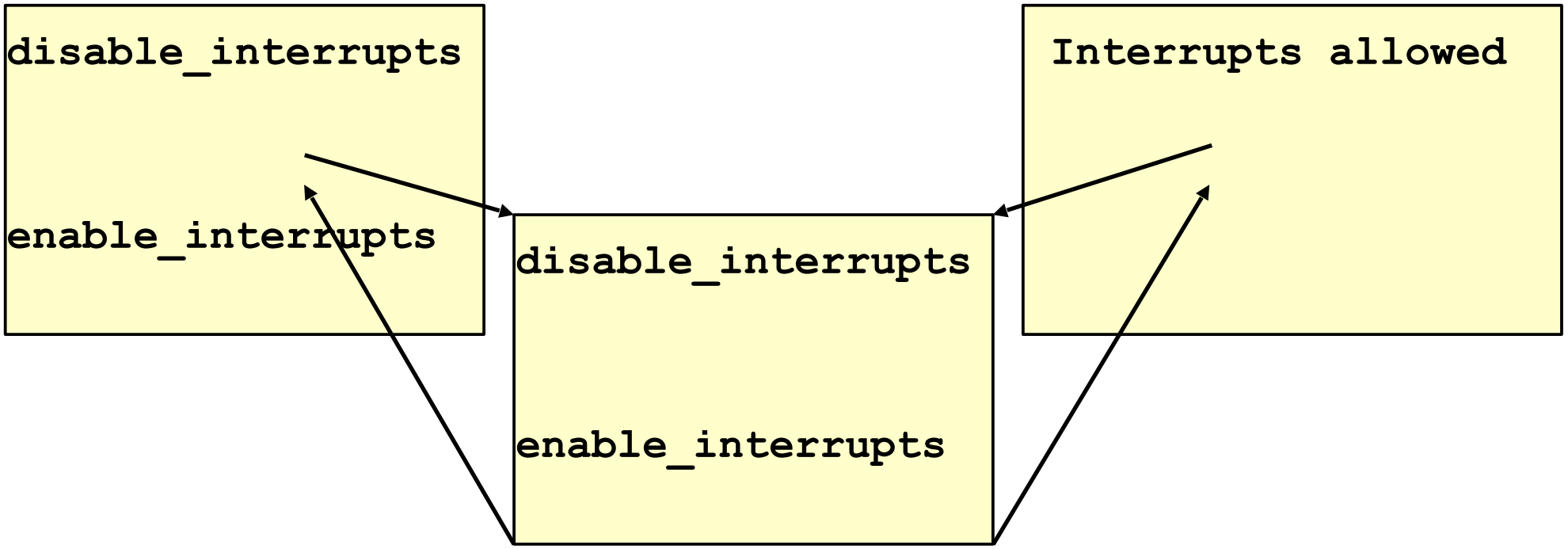
Wie:
Steuerung: Flag in Prozessor-Steuer-Register (x86: „flags“)

special instructions:

cli	„clear interrupt“	disallow interrupts
sti	„set interrupt“	allow interrupts

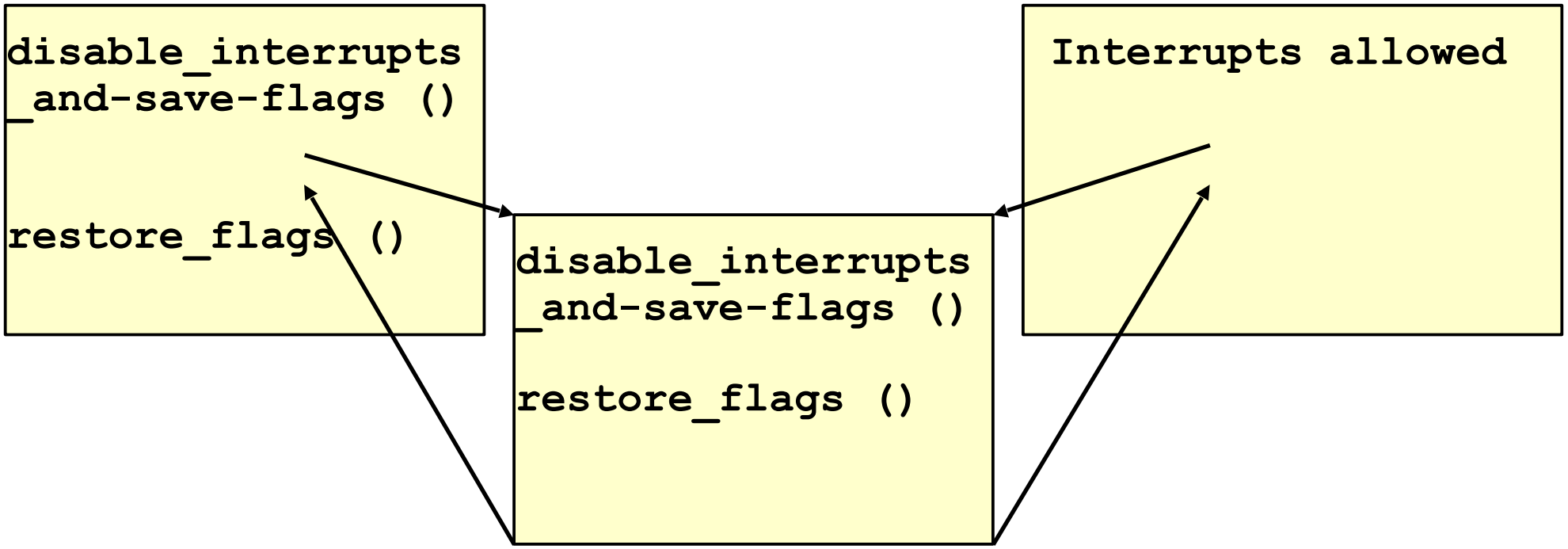
auch per load/store Instruktionen: push_flags/pop_flags

Sperren von Unterbrechungen (2)




```
disable_interrupts  () {

  cli   //löscht Interrupt-Enabled-Flag in Flags
}

enable_interrupts () {
  sti   //setzt Interrupt-Enabled-Flag in Flags
}
```

Sperren von Unterbrechungen (3)




```
disable_interrupts_and-save-flags () {
  pushf //legt Inhalt von Flags auf dem Keller ab
  cli   //löscht Interrupt-Enabled-Flag in Flags
}

restore_flags () {
  popf  //restauriert altes Prozessorstatuswort (Flags)
}
```

Problem

Ein „unkooperativer“ Thread könnte immer noch die Umschaltung verhindern, indem er alle Unterbrechungen sperrt!

```
cli
while (true);
```

Lösung des Problems

- Unterscheidung zwischen Kern- und User-Modus
- Sperren von Unterbrechungen ist nur im Kern-Modus erlaubt
  Annahme: BS-Kern sorgfältig konstruiert

RA: Privilegierungsstufen (CPU-Modi)

CPU-Modi

- Kern-Modus: alles ist erlaubt
- Nutzer-Modus: bestimmte Operationen werden unterbunden z. B. das Sperren von Unterbrechungen

Umschalten zwischen den Modi

- eine spezielle Instruktion löst eine Exception (Trap) aus
- ***ein*** fester Einsprungpunkt im Kern pro Interrupt/Exception-Vektor, dahinter Verteilung auf die verschiedenen Systemaufrufe
- Unterbrechung erzwingt diese Umschaltung

→ manche CPU haben mehr als zwei Privilegstufen, z. B. IA32 hat 4 „Ringe“

→ Notwendig: mindestens zwei unterschiedlich privilegierte Modi

Preemptives (nicht kooperatives) Scheduling

Hardware-seitig

- Umschaltung in Kern
- rette PC, Flags, … auf den Kern-Stack des unterbrochenen Threads

`iret`: Wiederherstellen von Modus, PC, Flags, ...

- (springt zurück in User)

im Kern

```
interrupt_handler()
{
 if (io_pending) {
    send_message (io_thread);
 // thread ändert Zustand von
 // „aktiv“ nach „bereit“
    switch_to (io_thread);
 // Ausführung wird hier
 // fortgesetzt, wenn auf diesen
 // Thread zurückgeschaltet wird
 }
 schedule;
 iret    // back to user mode
}
```

Wegweiser

Zusammenspiel/Kommunikation mehrerer Threads

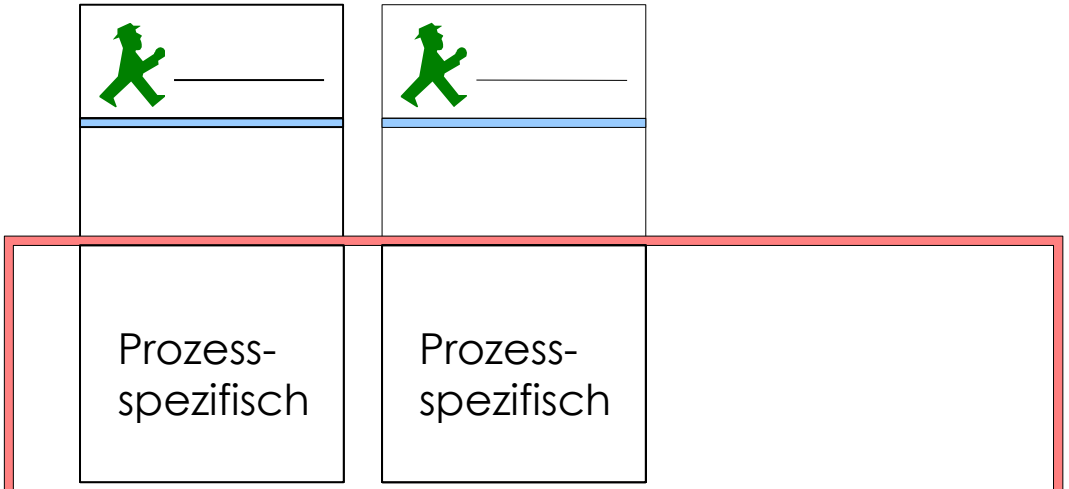
Nutzung gemeinsamen Speichers
- race conditions
- → Kritischer Abschnitt

Die Lösung: Wechselseitiger Ausschluss und dessen Durchsetzung
- mit/ohne HW-Unterstützung
- im Ein-/Mehrprozessor-Fall
- mit/ohne busy waiting

Grundsatz

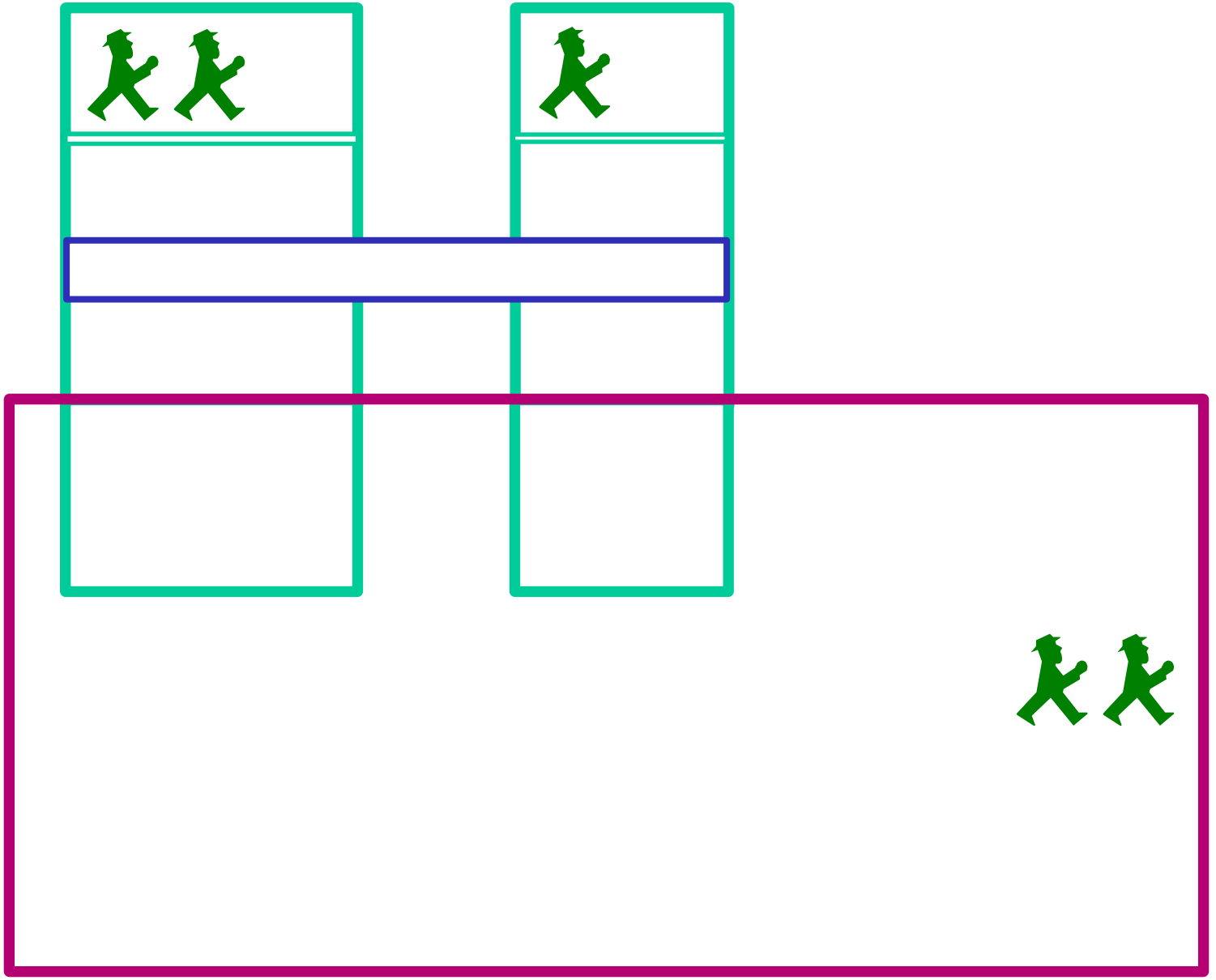
Beim Einsatz paralleler Threads dürfen keine Annahmen über die relative Ablaufgeschwindigkeit von Threads gemacht werden.

Kern-Adressraum

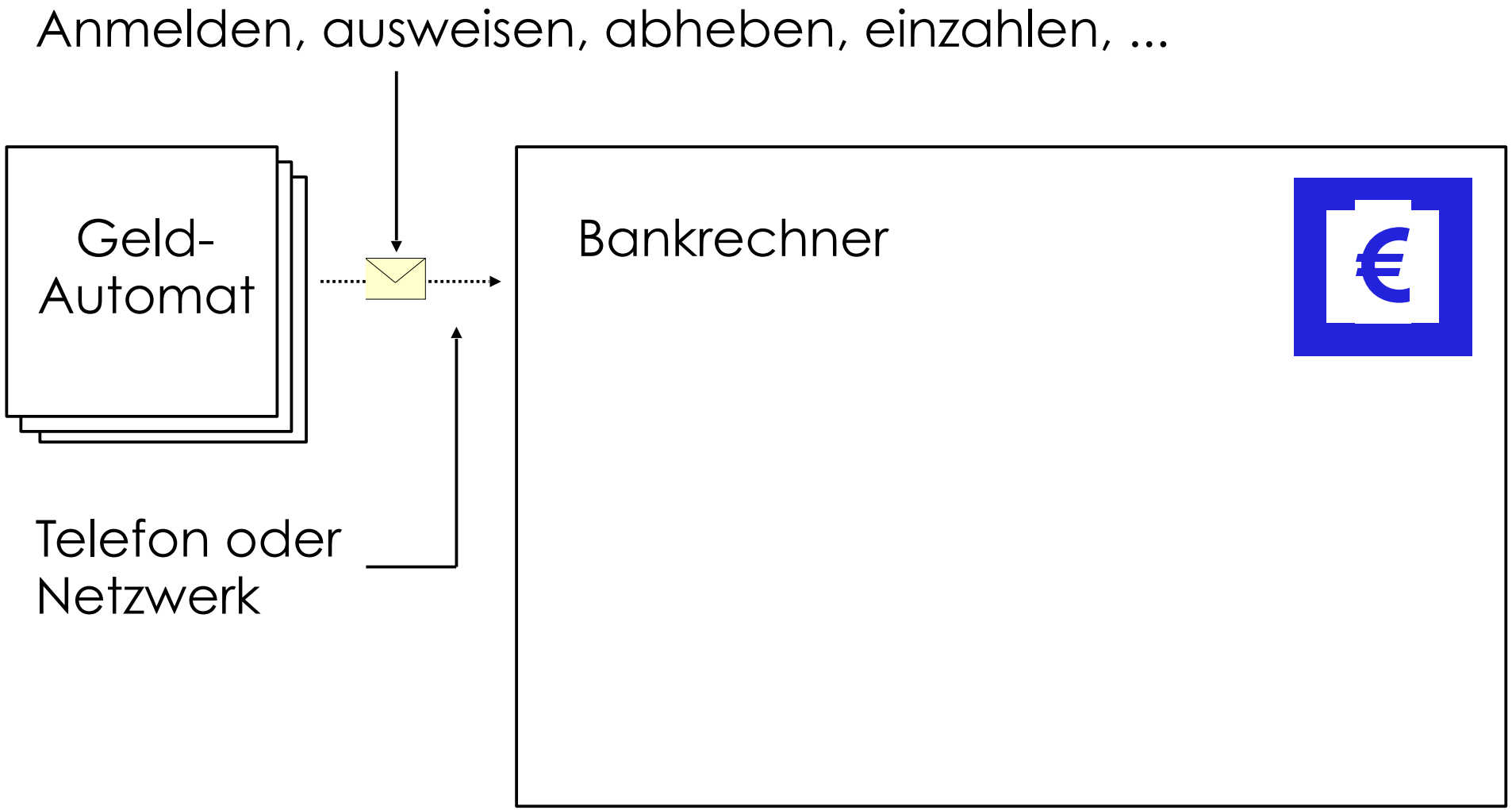


- weitere Datenstrukturen des Kerns – z. B. Tabelle der offenen Dateien
- Kern-Code

Kommunikation via “Shared Memory”

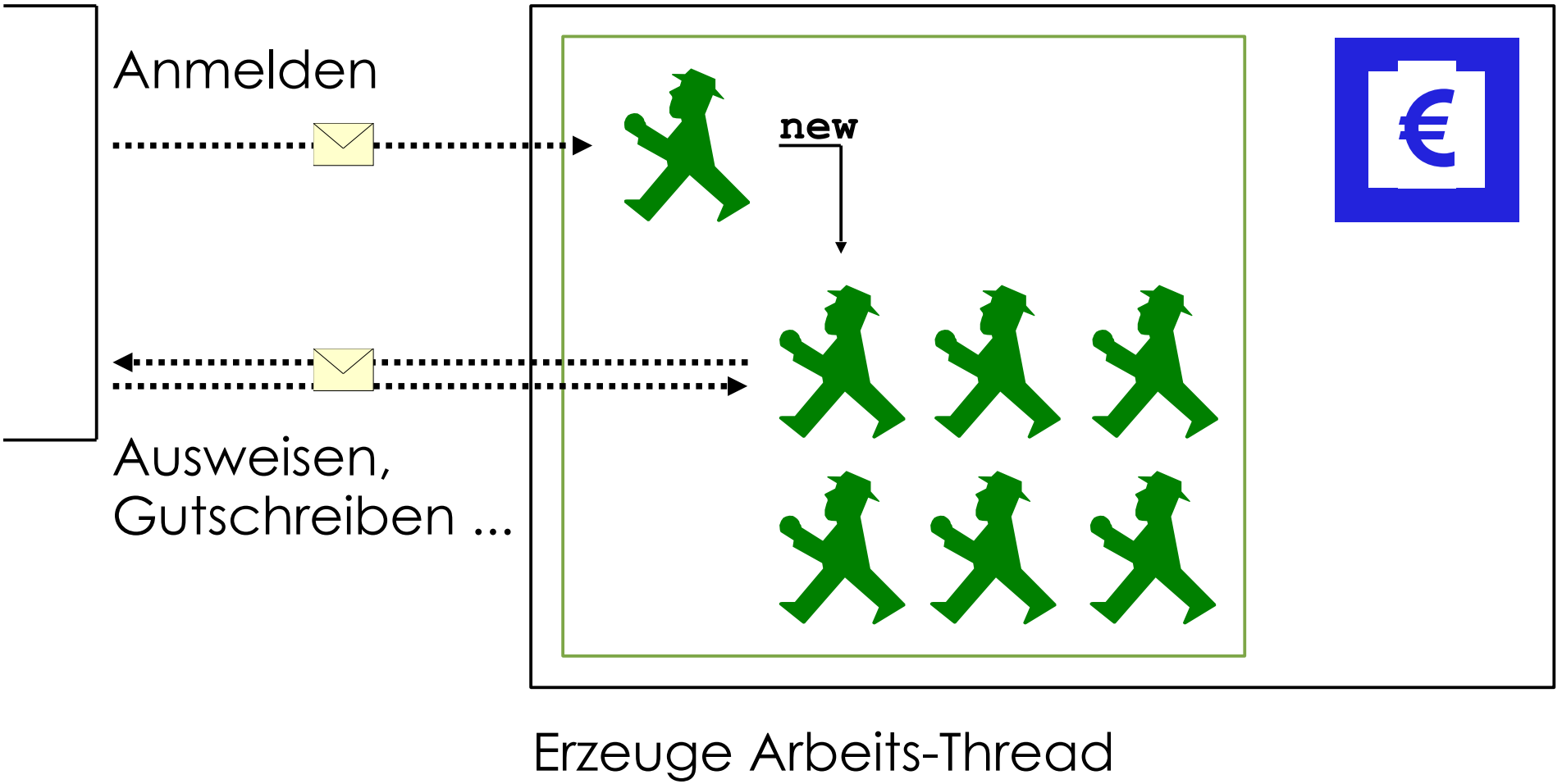


Beispiel Geldautomat

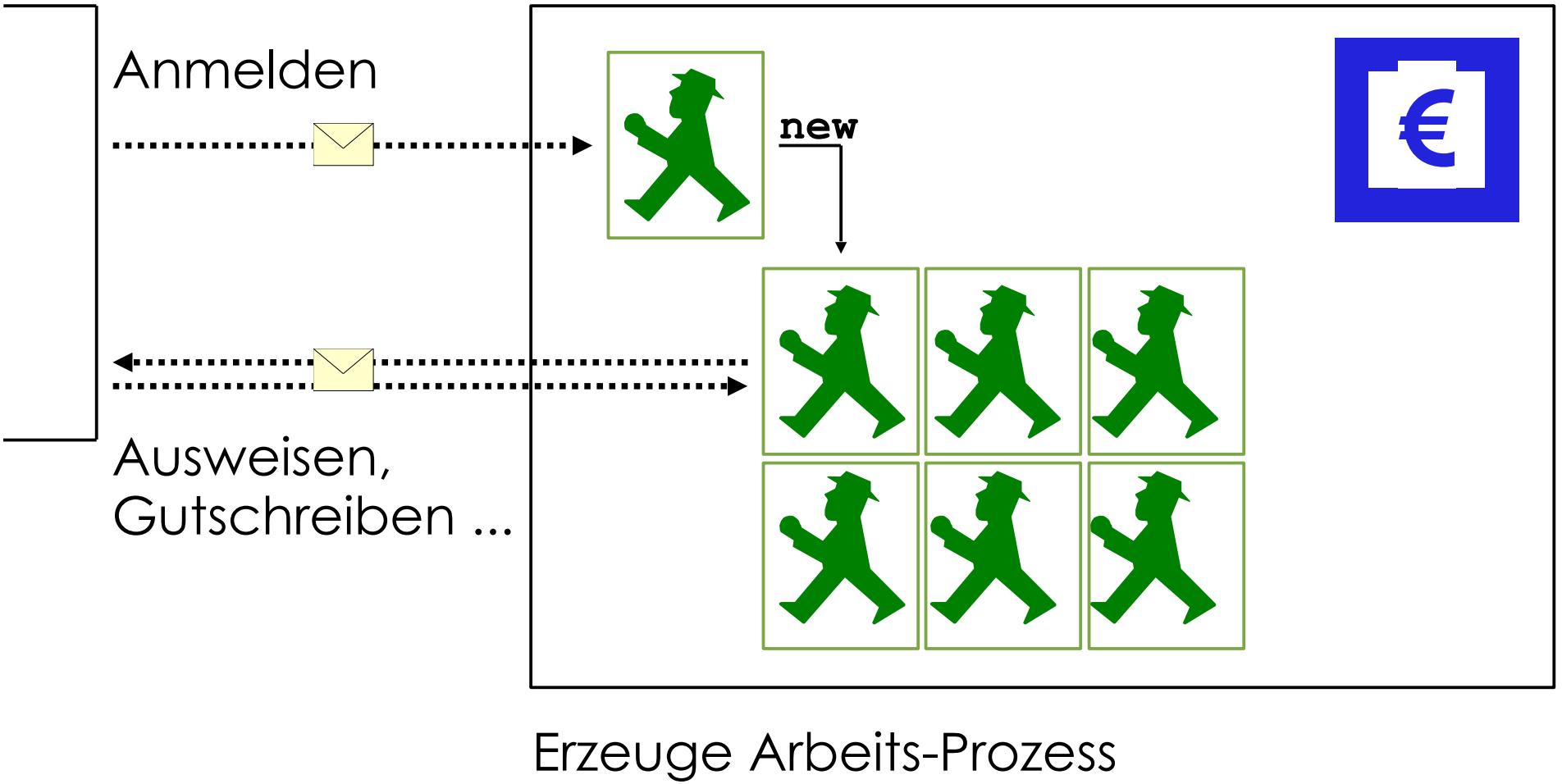


(grob nach Nichols, Buttlar, Farell)

Thread-Struktur



Oder mit Prozessen



Wegweiser

Zusammenspiel/Kommunikation mehrerer Threads

Nutzung gemeinsamen Speichers
- race conditions
- → Kritischer Abschnitt

Die Lösung: Wechselseitiger Ausschluss und dessen Durchsetzung
- mit/ohne HW-Unterstützung
- im Ein-/Mehrprozessor-Fall
- mit/ohne busy waiting

Kritischer Abschnitt

Beispiel: Geld abbuchen

- Problem:
  Wettläufe zwischen den Threads

  „race conditions“

→ Den Programmteil, in dem auf gemeinsamem Speicher gearbeitet wird, nennt man

  „Kritischer Abschnitt“

```
int Kontostand;
//Variable im gemeinsamen
//Speicher

bool abbuchen(int Betrag) {

 if (Betrag <= Kontostand){

  Kontostand -= Betrag;
  return true;

 } else return false;
}
```

Beispiel für einen möglichen Ablauf

```
Kontostand = 20;
COBEGIN
  T1: abbuchen(1);
  T2: abbuchen(20);
COEND
```

```
T1:
      ...
```

```
T2:
      ...
```

Beispiel für einen möglichen Ablauf

```
Kontostand = 20;
COBEGIN
  T1: abbuchen(1);
  T2: abbuchen(20);
COEND
```

```
if (Betrag <= Kontostand){
 Kontostand -= Betrag;
 return true;
} else return false;
```

```
if (Betrag <= Kontostand){
 Kontostand -= Betrag;
 return true;
} else return false;
```

→ Resultat: T1 darf abbuchen, T2 nicht, **`Kontostand == 19`**

Mögliche Ergebnisse

```
Kontostand = 20;
COBEGIN
   T1: abbuchen(1);
   T2: abbuchen(20);
COEND
```

	Kontostand	Erfolg T1	Erfolg T2
1	19	True	False
2			
3			
4			
5			

Variante 2

```
Kontostand = 20;
COBEGIN
  T1: abbuchen(1);
  T2: abbuchen(20);
COEND
```

```
if (Betrag <= Kontostand){
```

```
if (Betrag <= Kontostand){
 Kontostand -= Betrag;
 return true;
} else return false;
```

```
 Kontostand -= Betrag;
 return true;
} else return false;
```

→ Resultat: T1 und T2 buchen ab, **`Kontostand == -1`**

Subtraktion unter der Lupe

Hochsprache **Maschinensprache**

```
int Kontostand;
//Variable im gemeinsamen
//Speicher

bool abbuchen(int Betrag) {

 if (Betrag <= Kontostand){

  Kontostand -= Betrag;

  return true;

 } else return false;
}
```

```
load    R, Kontostand
sub     R, Betrag
store   R, Kontostand
```

Variante 3 – Die kundenfreundliche Bank

T1 : abbuchen(1);

```
load    R, Kontostand
```

```
sub     R, Betrag
store   R, Kontostand
```

T2 : abbuchen(20);

```
load    R, Kontostand
sub     R, Betrag
store   R, Kontostand
```

→ Resultat: T1 und T2 buchen ab, **Kontostand == 19**

Wegweiser

Zusammenspiel/Kommunikation mehrerer Threads

Nutzung gemeinsamen Speichers
- race conditions
- → Kritischer Abschnitt

Die Lösung: Wechselseitiger Ausschluss und dessen Durchsetzung
- mit/ohne HW-Unterstützung
- im Ein-/Mehrprozessor-Fall
- mit/ohne busy waiting

Ein globaler Kritischer Abschnitt (1)

```
Globale Daten


  lock();

     Arbeite mit globalen Daten

  unlock();
```

Nur ein einziger Thread kann im kritischen Abschnitt sein.
(Lock ohne Parameter).

Ein globaler Kritischer Abschnitt (2)

```
int Kontostand;

bool abbuchen(int Betrag) {

  lock();

  if (Betrag <= Kontostand) {

     Kontostand -= Betrag;

     unlock();
     return true;

  } else {

        unlock();
        return false;
  }
}
```

Spezifischer Kritischer Abschnitt (3)

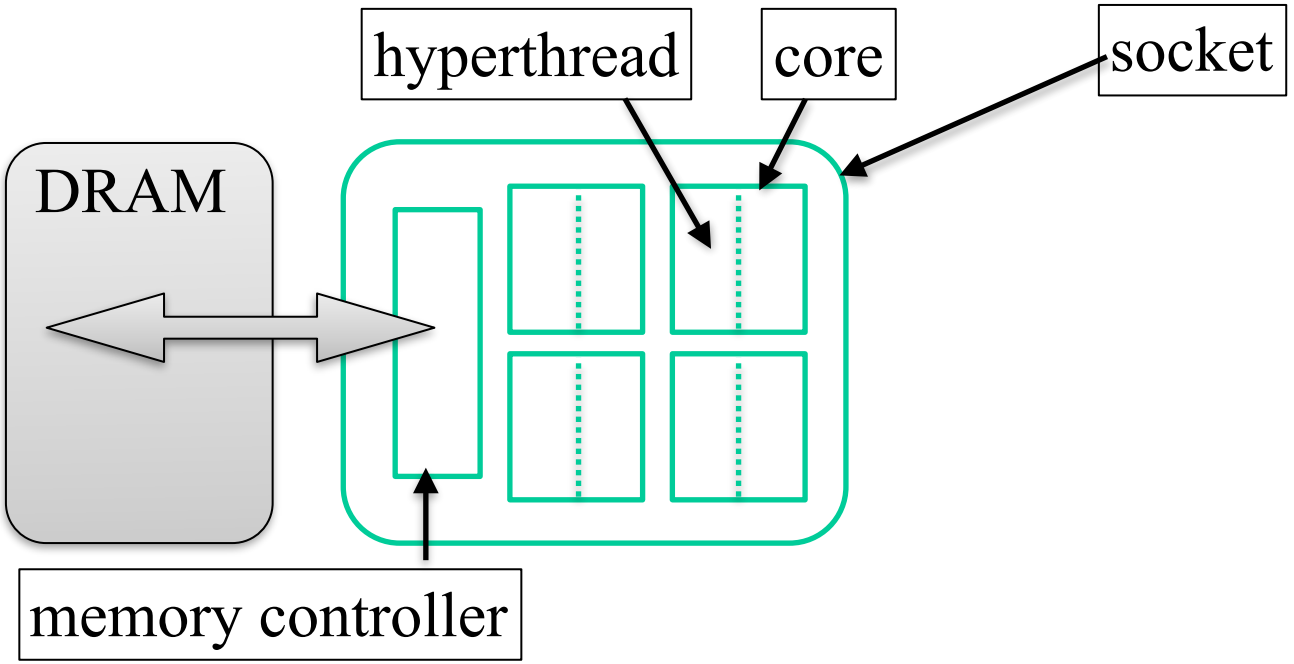
```
struct Konto { int Kontostand; lock_t Lock; };

bool abbuchen(int Betrag, struct Konto * konto) {

  lock(konto->lock);

  if (Betrag <= konto->Kontostand) {

     konto->Kontostand -= Betrag;

     unlock(konto->lock);
     return true;

  } else {

        unlock(konto->lock);
        return false;
  }
}
```

Kritische Abschnitte (4)

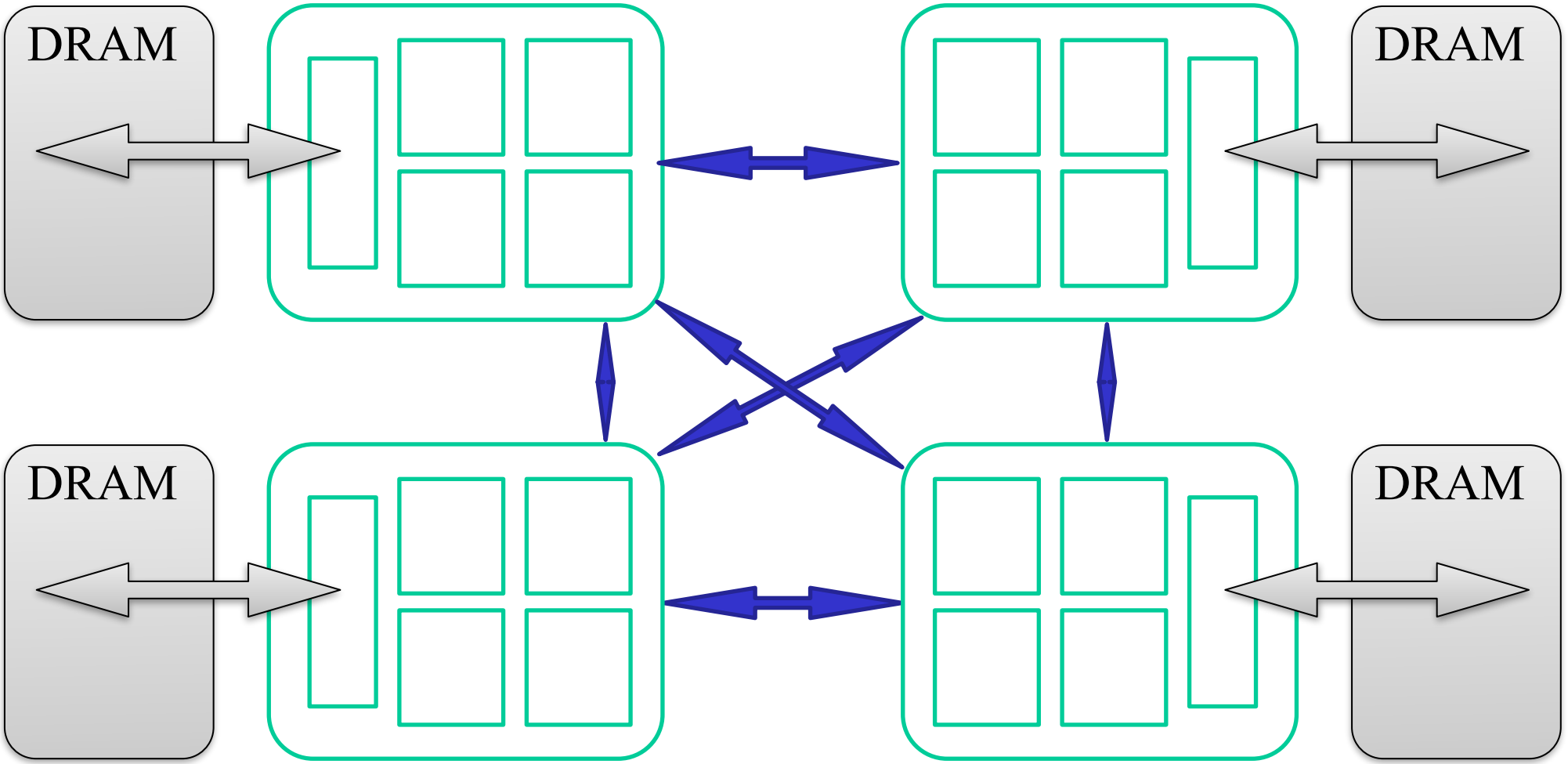
```
struct Konto { int Kontostand; lock_t lock; };

bool überweisen(…, struct Konto *k1, struct Konto *k2) {
  lock(k1->lock);   lock(k2->lock);
        ...
  unlock(k1->lock);    unlock(k2->lock);
}
```

→ Transaktionen

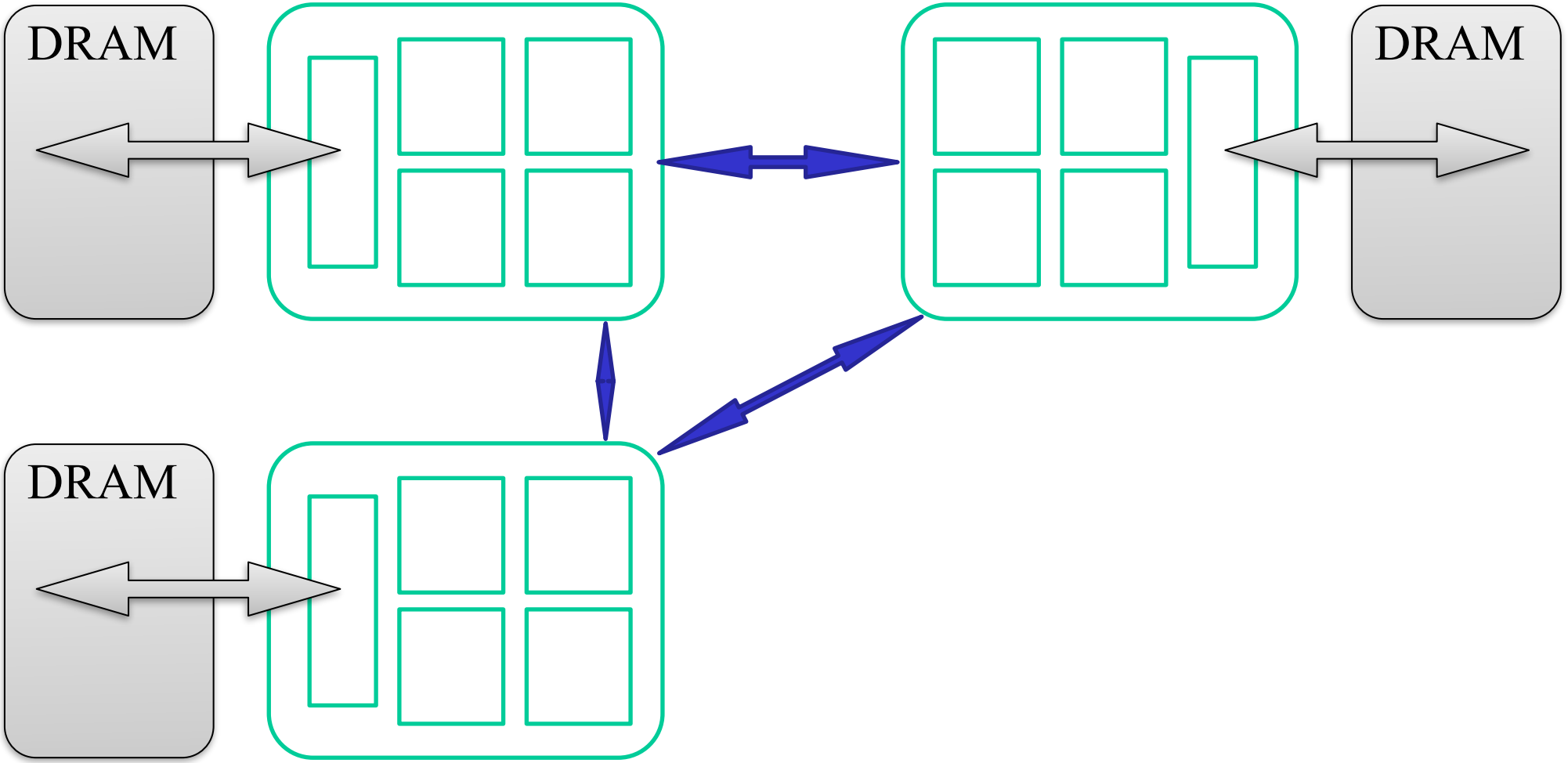
Mehrere Prozessoren



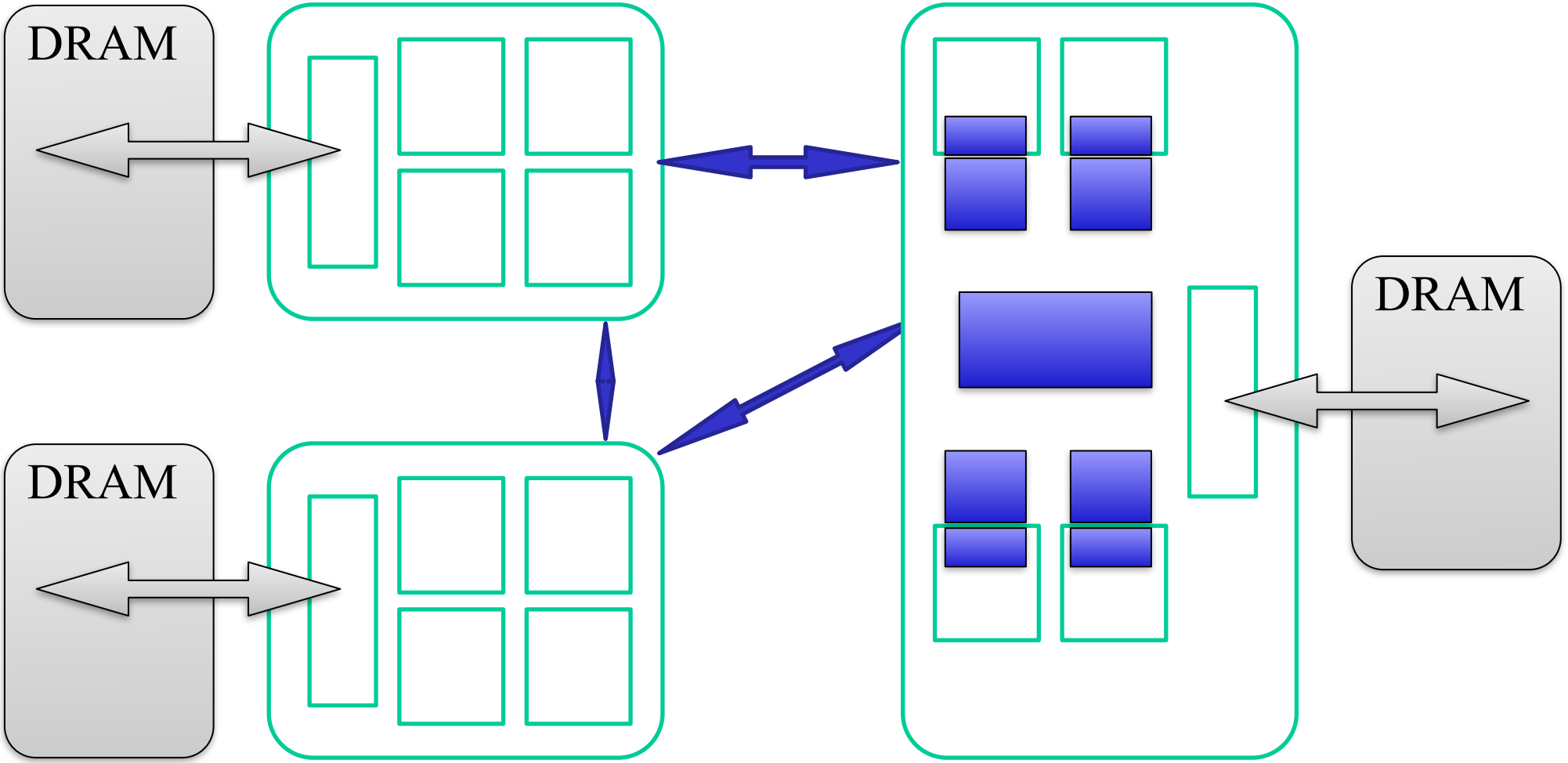
Mehrere Prozessoren



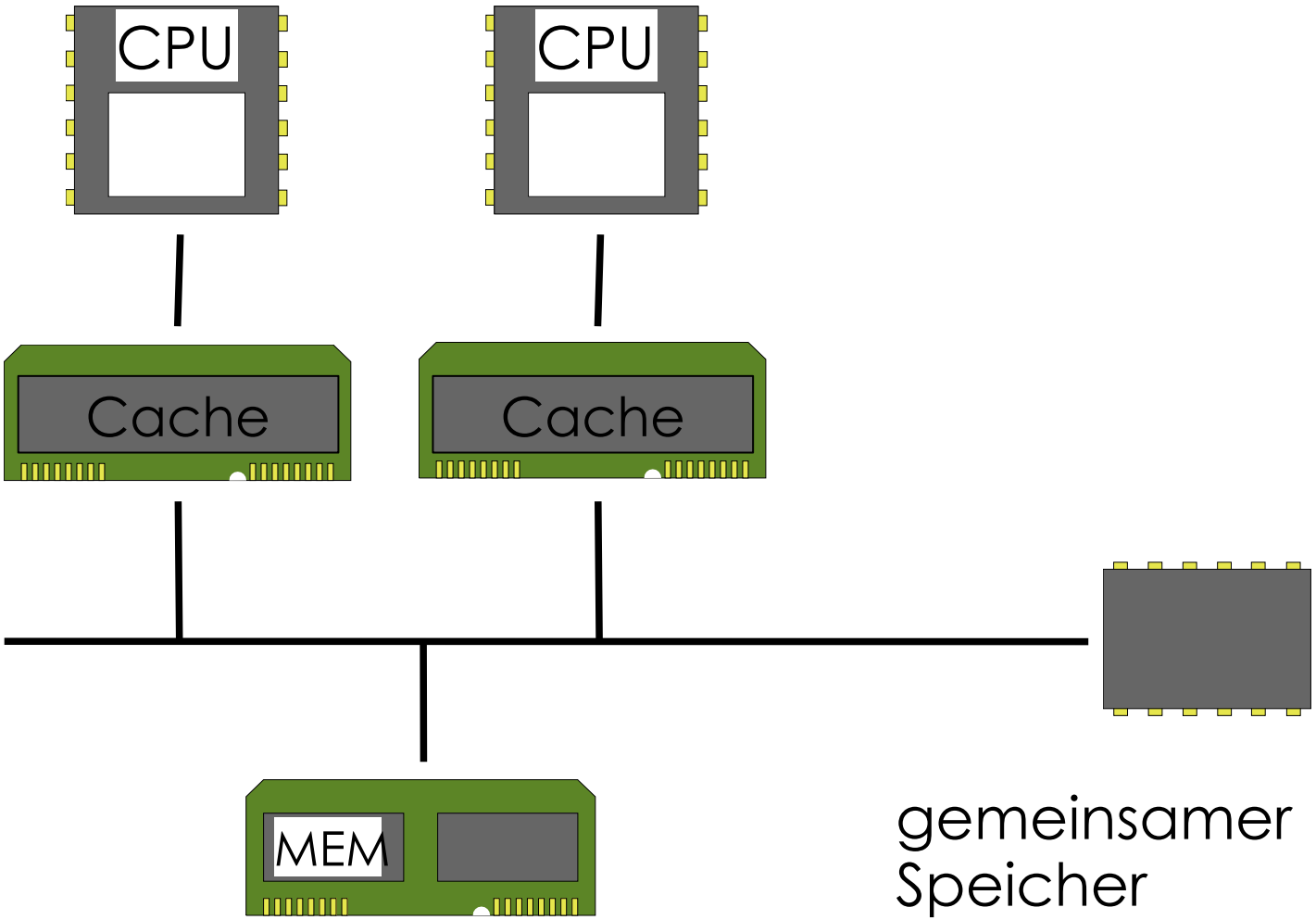
Mehrere Prozessoren



Mehrere Prozessoren und Caches



Einfaches Modell einer Dual-CORE Maschine



COREs

Bus mit
Arbiter- und
Cache-Logik

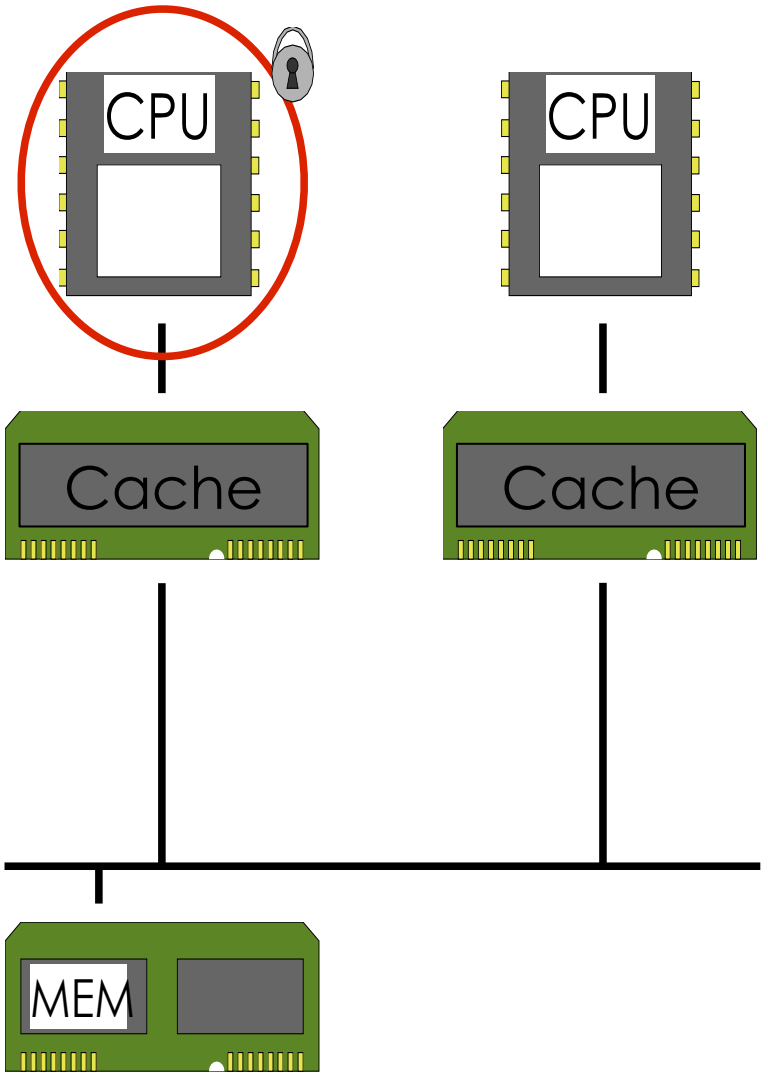
gemeinsamer
Speicher

Lösungsversuch 1 – mit Unterbrechungssperre

```
T1: ...
  pushf
  cli

  ld    R, Kontostand
  sub   R, Betrag
  sto   R, Kontostand

  popf
```

Die Unterbrechungssperre auf der CPU verhindert, dass **T1** im kritischen Abschnitt preemptiert wird.

→ genügt im MP-Fall nicht!



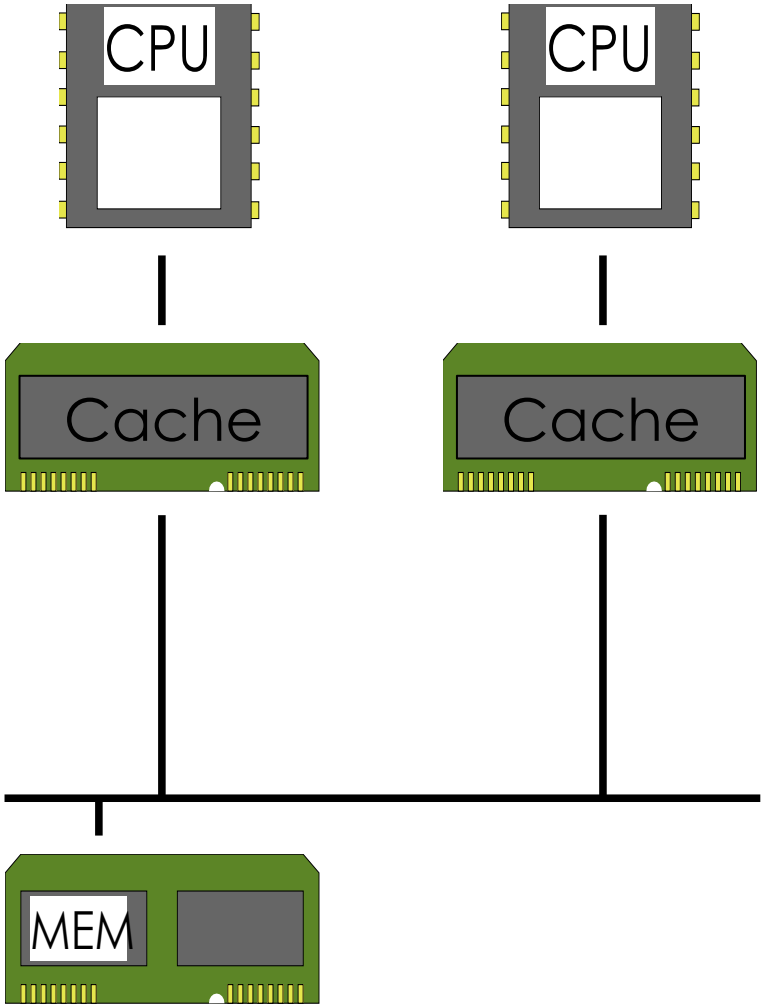
gemeinsamer Speicher
- **Kontostand**

Lösungsversuch 2 – KA mit einer Instruktion

```
Ti: ...

   ld     R, Betrag

   sub    Kontostand, R
```

sub ist nicht unterbrechbar

aber: funktioniert im MP-Fall nicht!
Begründung: folgende Folien



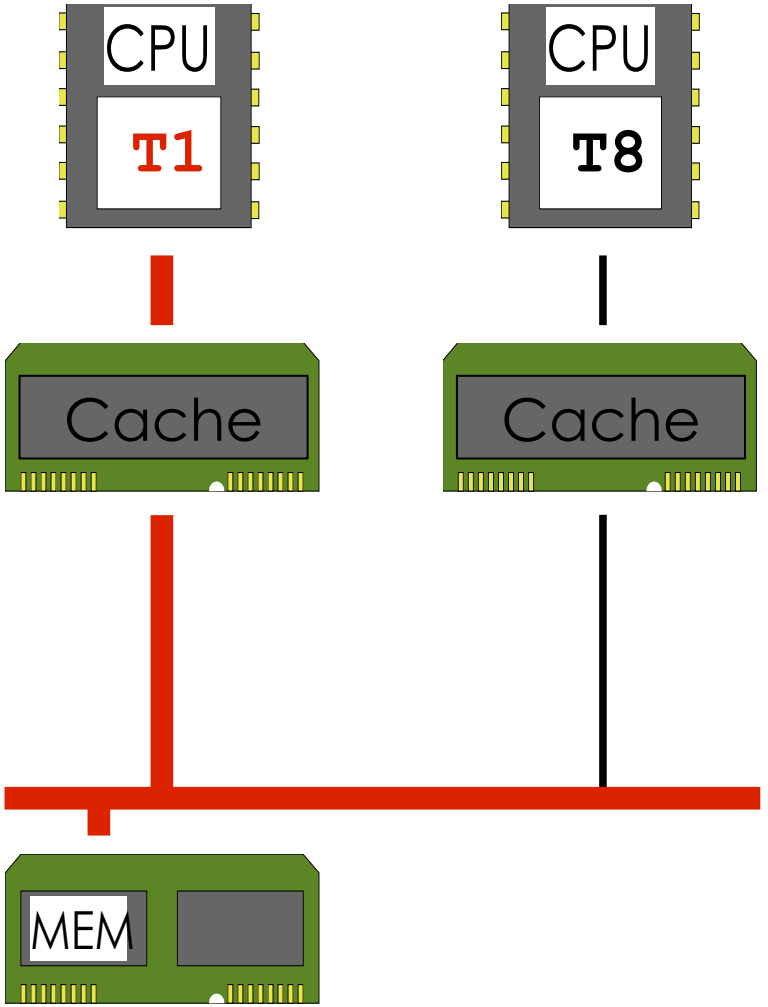
gemeinsamer Speicher
- **Kontostand**

Lösungsversuch 2 – KA mit einer Instruktion

```
Ti: ...

   ld     R, Betrag

   µload     TempR, Kontostand
   µsub      TempR, R
   µstore    TempR, Kontostand
```

- Die Instruktion
  `sub Kontostand, R`
  hat zwei Buszyklen

- Einzelne Buszyklen sind die atomare Einheit



gemeinsamer Speicher
- **`Kontostand`**

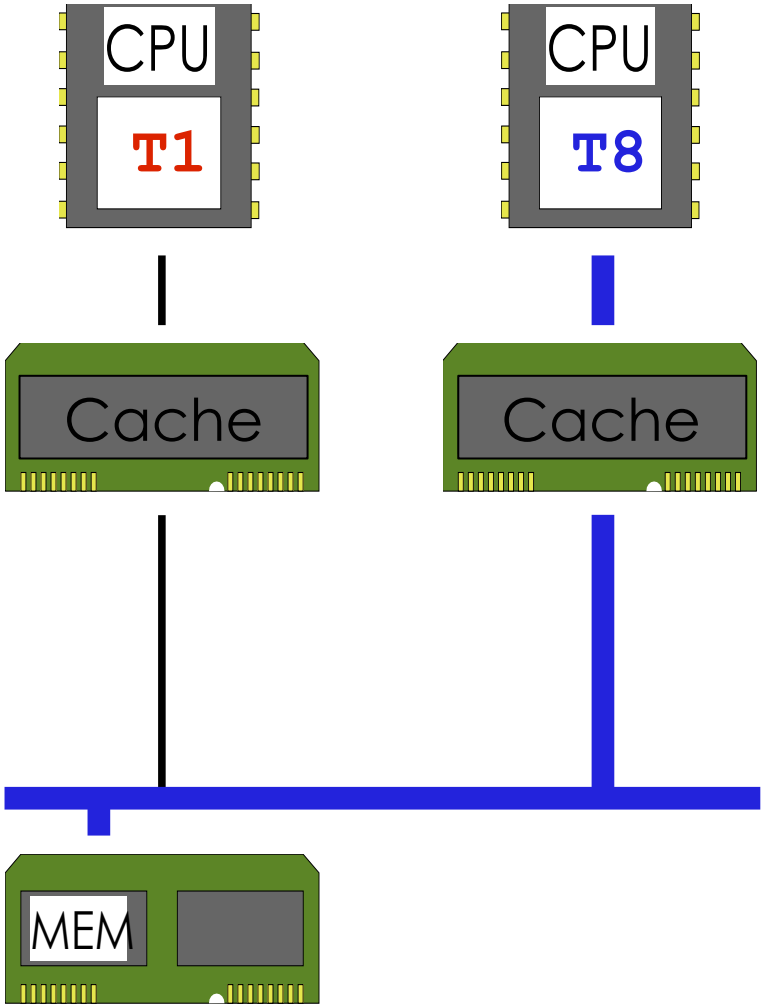
Lösungsversuch 2 – KA mit einer Instruktion

```
Ti: ...

   ld     R, Betrag

   µload     TempR, Kontostand
   µsub      TempR, R
   µstore    TempR, Kontostand
```

- Die Instruktion
  `sub Kontostand, R`
  hat zwei Buszyklen

- Einzelne Buszyklen sind die atomare Einheit

→ funktioniert so nicht !



gemeinsamer Speicher
- **`Kontostand`**

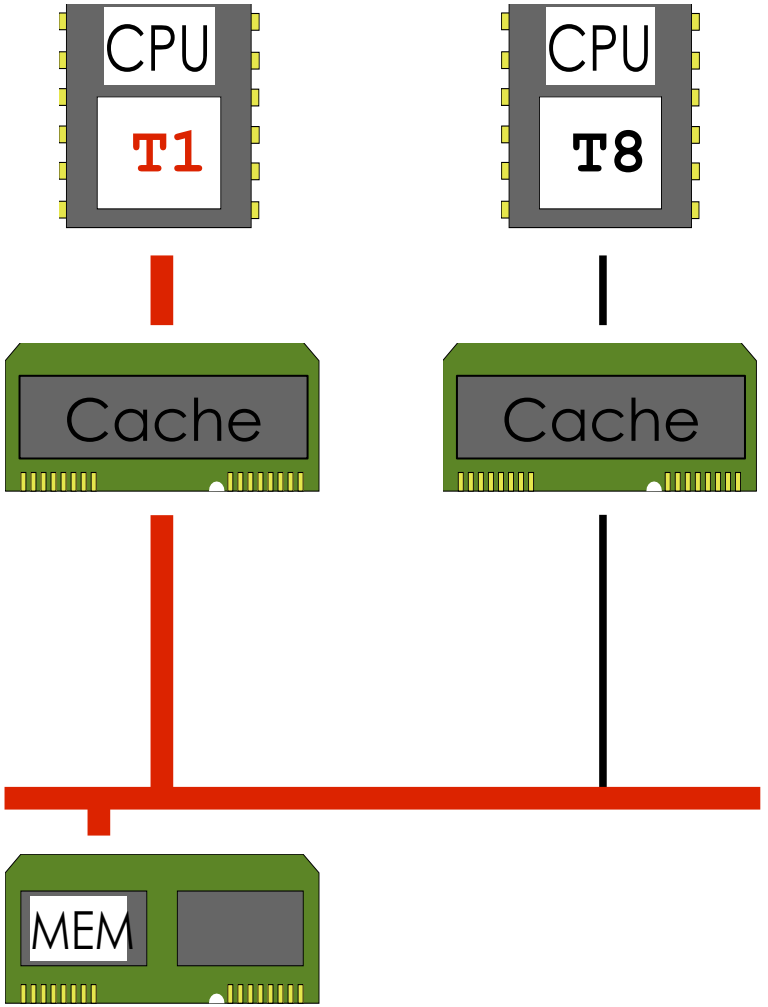
Lösungsversuch 2 – KA mit einer Instruktion

```
Ti: ...

   ld     R, Betrag

   µload     TempR, Kontostand
   µsub      TempR, R
   µstore    TempR, Kontostand
```

- Die Instruktion
  `sub Kontostand, R`
  hat zwei Buszyklen

- Einzelne Buszyklen sind die atomare Einheit

→ funktioniert so nicht !



gemeinsamer Speicher
- **`Kontostand`**

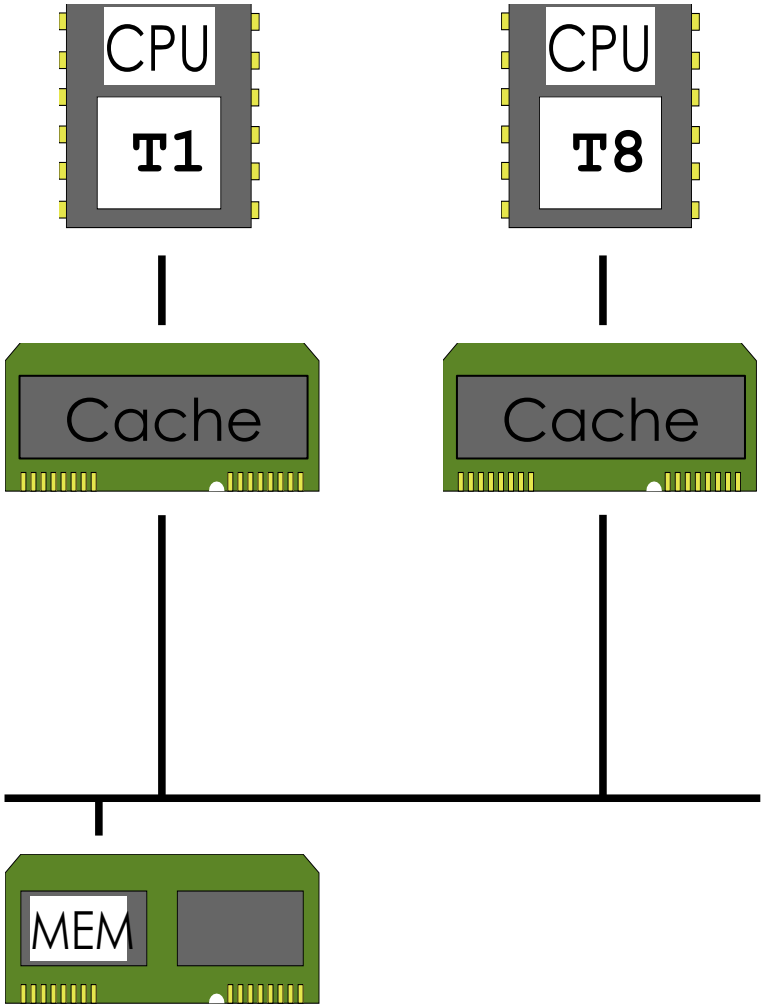
Lösungsversuch 3 – atomare Instruktion

```
Ti: ...

 ld            R, Betrag

 atomic_sub    Kontostand, R
```

- Die Instruktion
  `atomic_sub Kontostand, R`
  ist nicht unterbrechbar.

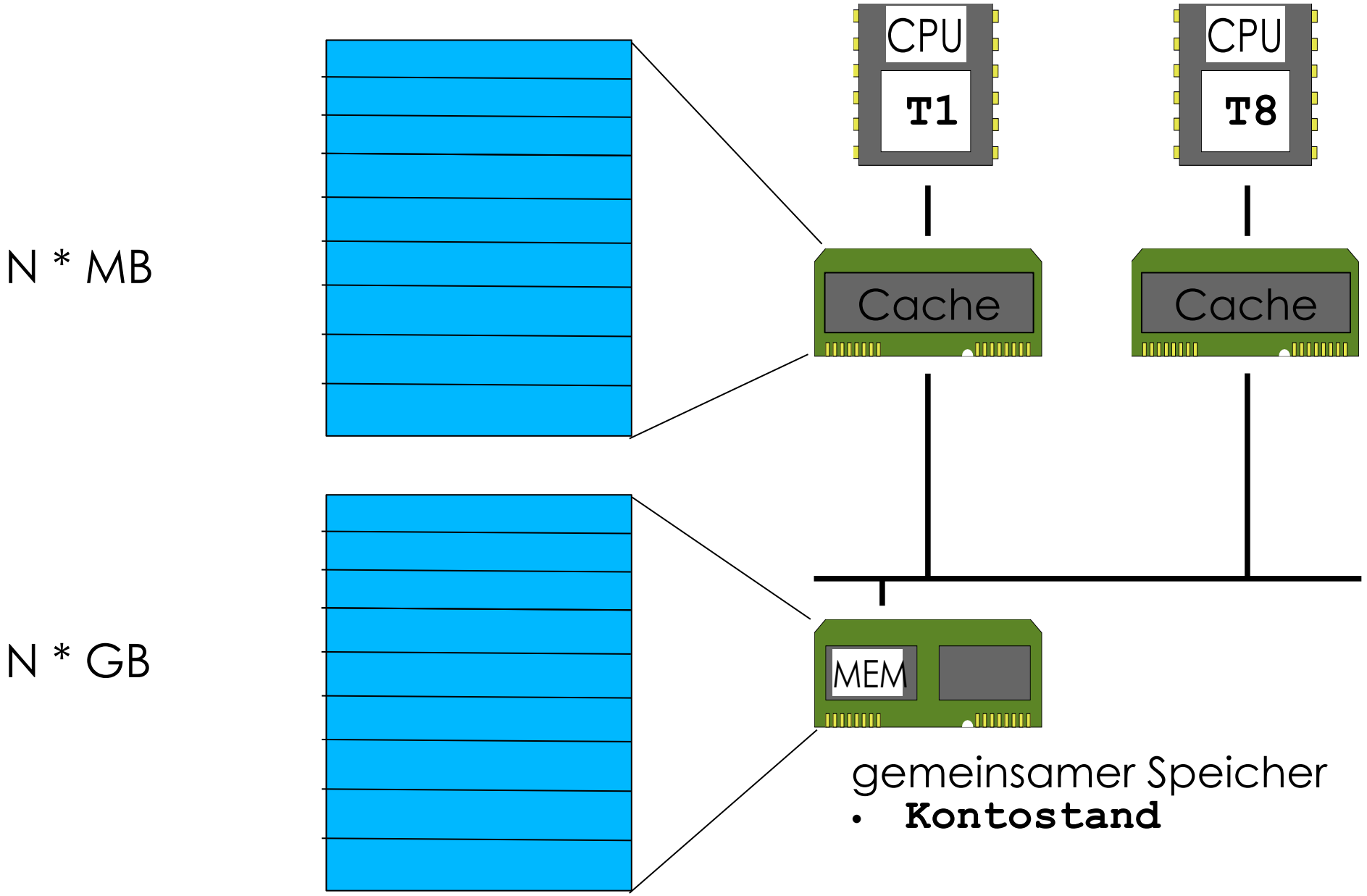
- Die Speicherzelle bleibt während Instruktion für den Zugriff gesperrt

→ funktioniert.



gemeinsamer Speicher
- **`Kontostand`**

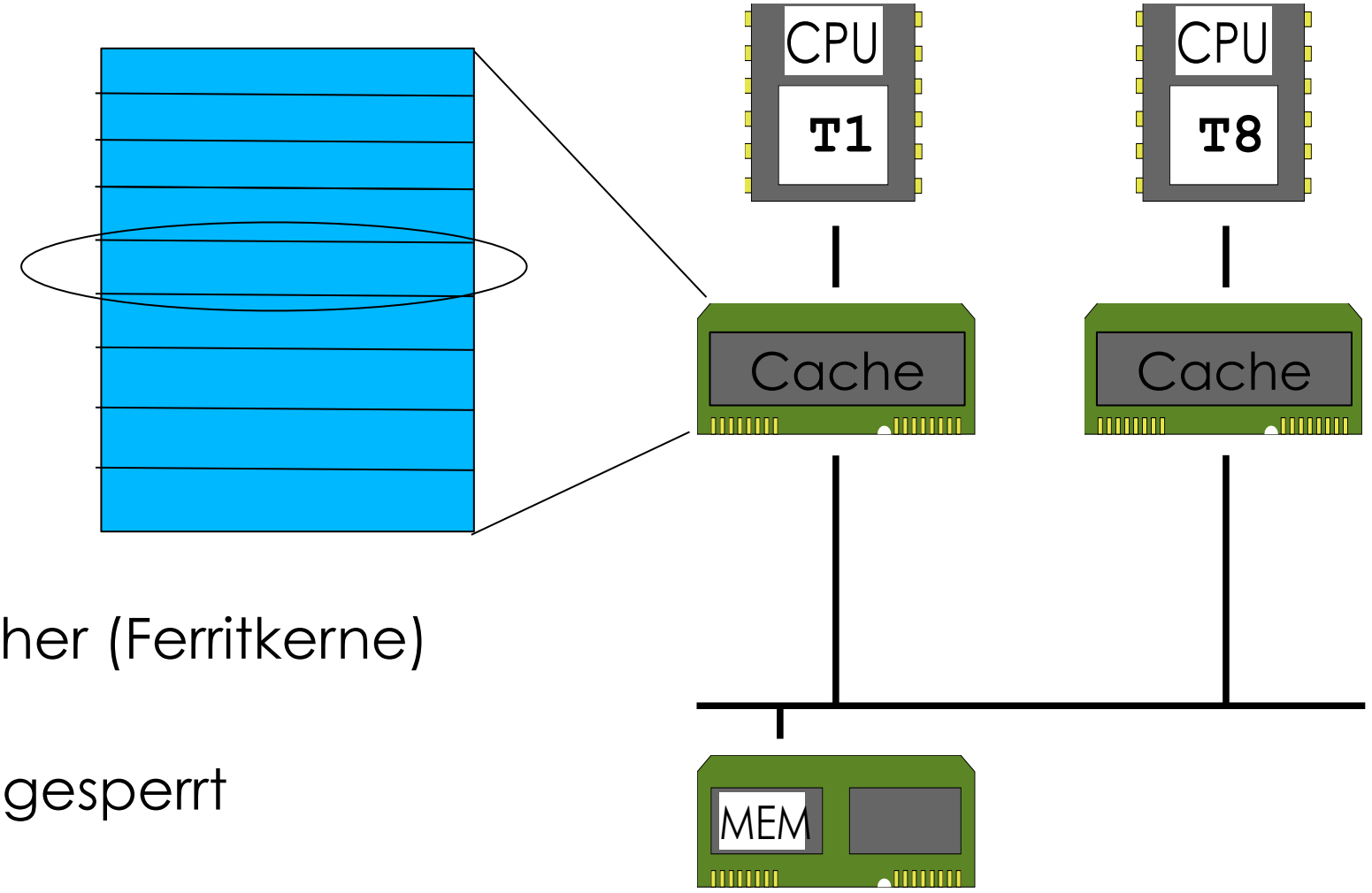
Atomare Instruktionen



gemeinsamer Speicher

- **`Kontostand`**

HW-Implementierung: Atomare Instruktion



- Uralt:
  im Speicher (Ferritkerne)
- Alt:
  Bus wird gesperrt
- Aktuell:
  Cache-Line wird gesperrt

gemeinsamer Speicher

- **`Kontostand`**

Kritischer Abschnitt: Anforderungen

Bedingungen/Anforderungen

- Keine zwei Threads dürfen sich zur selben Zeit im selben kritischen Abschnitt befinden.

→ Wechselseitiger Ausschluss ***Sicherheit***

- Jeder Thread, der einen kritischen Abschnitt betreten möchte, muss ihn auch irgendwann betreten können.

Lebendigkeit

- Es dürfen keine Annahmen über die Anzahl, Reihenfolge oder relativen Geschwindigkeiten der Threads gemacht werden.

Im Folgenden verschiedene Lösungsansätze ...

Implementierung mittels Unterbrechungssperre

Vorteile

- einfach und effizient

Nachteile

- nicht im User-Mode
- manche KA sind zu lang
- funktioniert nicht auf Multiprozessor-Systemen

Konsequenz

- wird nur in BS für 1-CPU-Rechner genutzt und da nur im Betriebssystemkern

```
lock():
  pushf
  cli       //disable irqs


unlock():
  popf      //restore
```

Implementierung mittels Sperrvariable

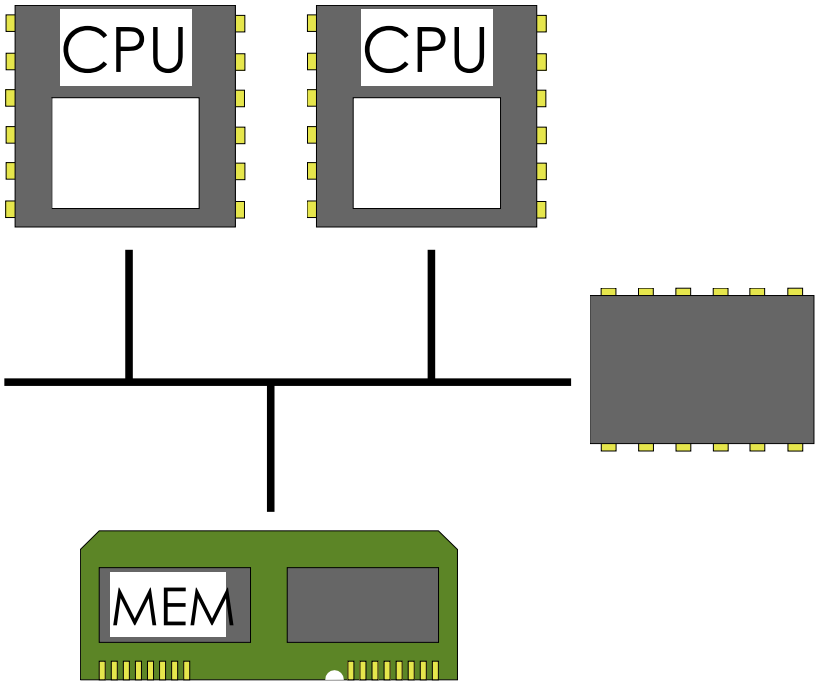
- **funktioniert nicht!**
- Prüfen und Ändern der Sperrvariable nicht atomar
- nicht sicher: mehrere Threads können kritischen Abschnitt betreten

```
int Lock = 0;
//Lock == 0: frei
//Lock == 1: gesperrt

void lock(int *lock) {

  while (*lock != 0);
  //busy waiting

  *Lock = 1;
}

void unlock(int *lock) {

  *lock = 0;
}
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

RA: unteilbare Operationen der HW

Mehrprozessormaschine



CPUs

Bus/Cache
Logik

gemeinsamer
Speicher

Bus/Cache - Logik
implementiert Atomarität
für eine Adresse:

- Lesen
- Schreiben
- Lesen und Schreiben

```
test_and_set  R, lock
//R = lock; lock = 1;

exchange   R, lock
//X = lock; lock = R; R = X;
```

Implementierung mit HW Unterstützung

Vorteile

- funktioniert im MP-Fall
- es können mehrere KA so implementiert werden

Nachteile

- busy waiting
- hohe Busbelastung
- ein Thread kann verhungern
- nicht für Threads auf demselben Prozessor

Konsequenz

- geeignet für kurze KA bei kleiner CPU-Anzahl

```
lock:
  test_and_set R, lock
  //R = lock; lock = 1;

  cmp      R, #0
  jnz      lock
  //if (R != 0)
  //  goto lock
  ret


unlock:
  mov      lock, #0
  ret
```

Implementierung für eine CPU im User-Mode

- Unterbrechungssperren:

  sind nicht sicher

  ein Kern-Aufruf (cli) pro „lock“ ist zu teuer
- busy waiting belegt die CPU

→ also .... Kernaufruf nur bei gesperrtem KA (selten)

→ jedoch race condition: owner u. U. noch nicht richtig gesetzt

```
pid_t owner;
lock_t lock = 0;

void lock(lock_T *lock) {

  while(test_and_set(*lock)){

   Kern.Switch_to (owner);

  }

  owner = AT;
  //aktueller Thread
}

void unlock(lock_T *lock) {

  *lock = 0;
}
```

Alternative: Atomare Operation CAS

```
int cas(lock_t *lock,
   lock_t old, lock_t new){

//echte Implementierung

  unsigned value_found;

  asm volatile(
   "lock; cmpxchgl %1, (%2)"
   : "=a" (value_found)
   : "q"(new), "q"(lock),
     "0"(old)
   : "memory");

  return value_found;
}
```

Alternative: Atomare Operation CAS

```
int cas(lock_t *lock,
   lock_t old, lock_t new){

//echte Implementierung

  unsigned value_found;

  asm volatile(
   "lock; cmpxchgl %1, (%2)"
   : "=a" (value_found)
   : "q"(new), "q"(lock),
     "0"(old)
   : "memory");

  return value_found;
}
```

```
lock_t cas(lock_t *lock,
  lock_t test, lock_t new){

// Semantik
// atomar !!

  if (*lock == test) {

     *lock = new;
     return test;

  } else {

     return *lock;
  }
}
```

Alternative: Atomare Operation CAS

```
lock_t cas(lock_t *lock,
  lock_t test, lock_t new){

// Semantik
// atomar !!

  if (*lock == test) {

     *lock = new;
     return test;

  } else {

     return *lock;
  }
}
```

```
void lock(
    lock_t *lock) {

  int owner;

  while (owner =
       cas(lock, 0, myself)){

     Kern.Switch_to (owner);

  }
}

void unlock(
    lock_t *lock) {

  *lock = 0;
}
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Alternative: Atomare Operation CAS

myself == 1	lock	myself == 2
	0	
`owner = cas(lock, 0, 1))`	2	`owner = cas(lock, 0, 2))`
`result == 2`		`result == 0`
		`im KA`
`switch_to(2)`		
`nicht im KA (loop case)`		
		`KA fertig`
		`*lock=0`
`owner = cas(lock, 0, 1))`	0	
`result == 0`	1	
`im KA`		

KA: kritischer Abschnitt

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Wegweiser

Zusammenspiel/Kommunikation mehrerer Threads

Nutzung gemeinsamen Speichers
- race conditions
- → Kritischer Abschnitt

Die Lösung: Wechselseitiger Ausschluss und dessen Durchsetzung
- ohne HW-Unterstützung möglich?

(nach Tanenbaum)

Zwei alternierende Threads

Tanenbaum MOS

```
CPU 0:

forever {
  do something;

  entersection(0);

    //kritischer Abschnitt

  Leavesection (0)

}
```

```
CPU 1:

forever {
  do something;

  entersection(1);

    //kritischer Abschnitt

  Leavesection (1)

}
```

In dieser Vorlesung nur sehr eingeschränkte Lösungen:
für 2 alternierende Threads
(allgemeine Lösung kompliziert)

Schlechte Lösung

Tanenbaum MOS

```
CPU 0:

Entersection(0){
  while (blocked == 0){};
}


leavesection(0){
  blocked = 0;
}
```

```
CPU 1:

Entersection(1){
  while (blocked == 1){};
}


leavesection(1){
  blocked = 1;
}
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Lösung nach Peterson

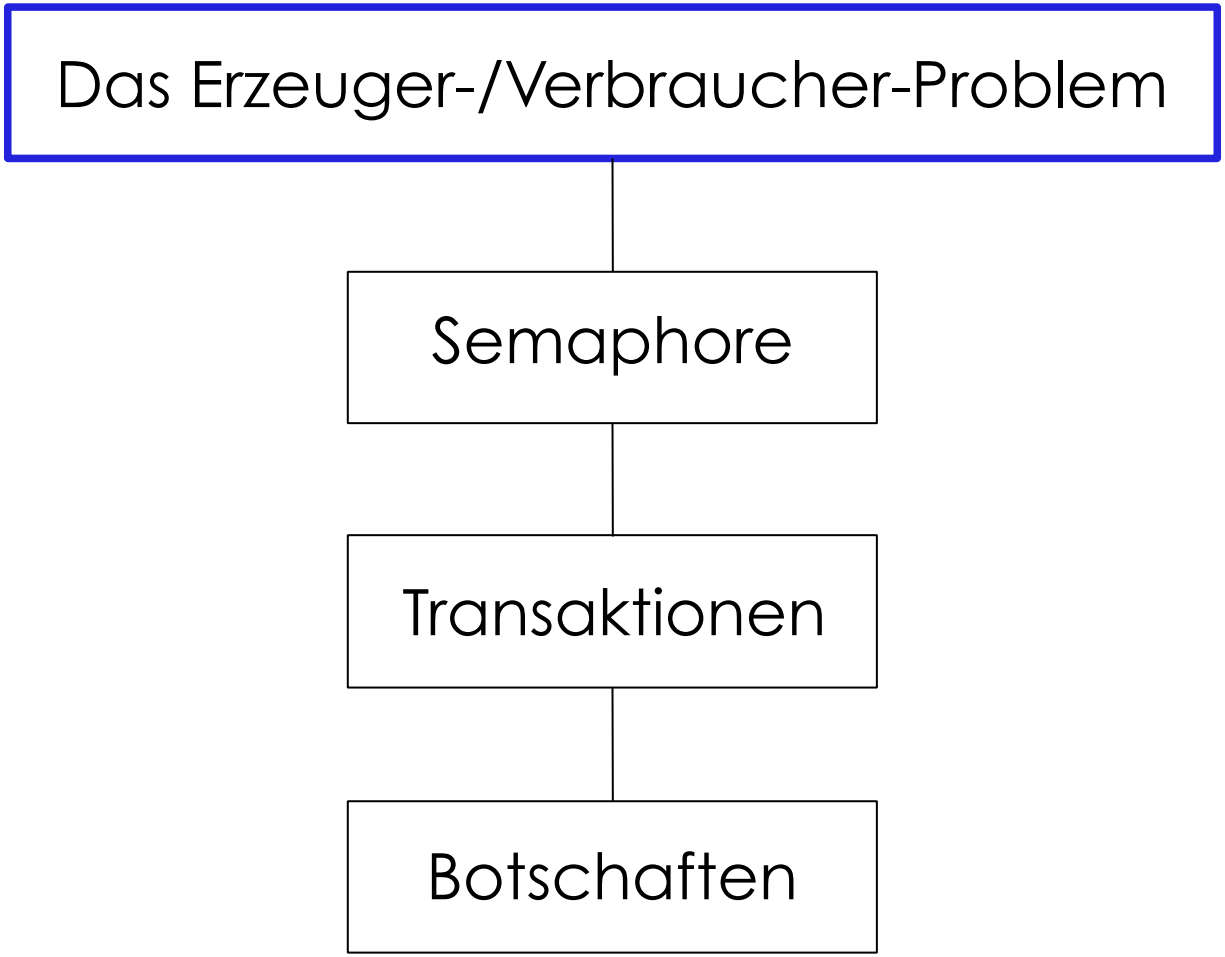
Tanenbaum MOS

```
CPU0:

entersection(0){

  interested[0] = true;
  //Interesse bekunden
  blocked = 0;

  while (
   (interested[1]==true)&&
   (blocked == 0)){};
}
leavesection(0){
  interested[0] = false;
}
```

```
CPU1:

entersection(1){

  interested[1] = true;
  //Interesse bekunden
  blocked = 1;

  while (
   (interested[0]==true)&&
   (blocked == 1)){};
}
leavesection(1){
  interested[1] = false;
}
```

„Peterson“ funktioniert **nicht** in Prozessoren mit „weak memory consistency“ (→ Verteilte Betriebssysteme)

Wegweiser


Das Erzeuger-/Verbraucher-Problem
Semaphore
Transaktionen
Botschaften

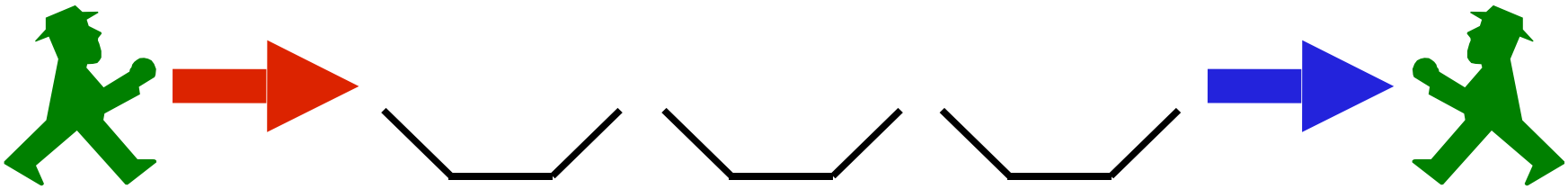
Erzeuger-/Verbraucher-Probleme

Beispiele

- Betriebsmittelverwaltung
- Warten auf eine Eingabe (Terminal, Netz)

Reduziert auf das Wesentliche

Erzeuger-Thread ***endlicher*** Puffer Verbraucher-Thread



folgende Folien (bis Monitore) eng angelehnt an:
Modern OS, Andrew Tanenbaum

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Ein Implementierungsversuch

Erzeuger

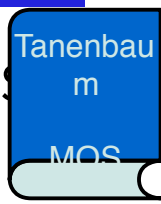
```
void produce() {
  while(true) {
     item = produce_item();


     enter_item(item);


  }
}
```

Verbraucher

```
void consume() {
  while(true) {


     item = remove_item();


     consume_item(item);
  }
}
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Blockieren und Aufwecken von Threads



- Busy Waiting bei Erzeuger-/Verbraucher-Problemen sinnlos

Daher:

- **`sleep(queue)`**
  TCBTAB[AT].Zustand=blockiert //TCB des aktiven Thread
  queue.enter(TCBTAB[AT])
  schedule

- **`wakeup(queue)`**
  TCBTAB[AT].Zustand=bereit
  switch_to(queue.take)

Ein Implementierungsversuch

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
int count = 0;
void produce() {

  while(true) {

     item = produce_item();

     if (count == N)
        sleep(ProdQ);

     enter_item(item);
     count++;

     if (count == 1)
        wakeup(ConsQ);
  }
}
```

Verbraucher

```
void consume() {

  while(true) {

     if (count == 0)
        sleep(ConsQ);

     item = remove_item();
     count--;

     if (count == N - 1)
        wakeup(ProdQ);

     consume_item(item);
  }
}
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Ein Implementierungsversuch

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
int count = 0;
void produce() {

  while(true) {

     item = produce_item();

     if (count == N)
        sleep(ProdQ);

     enter_item(item);
     count++;

     if (count == 1)
        wakeup(ConsQ);
  }
}
```

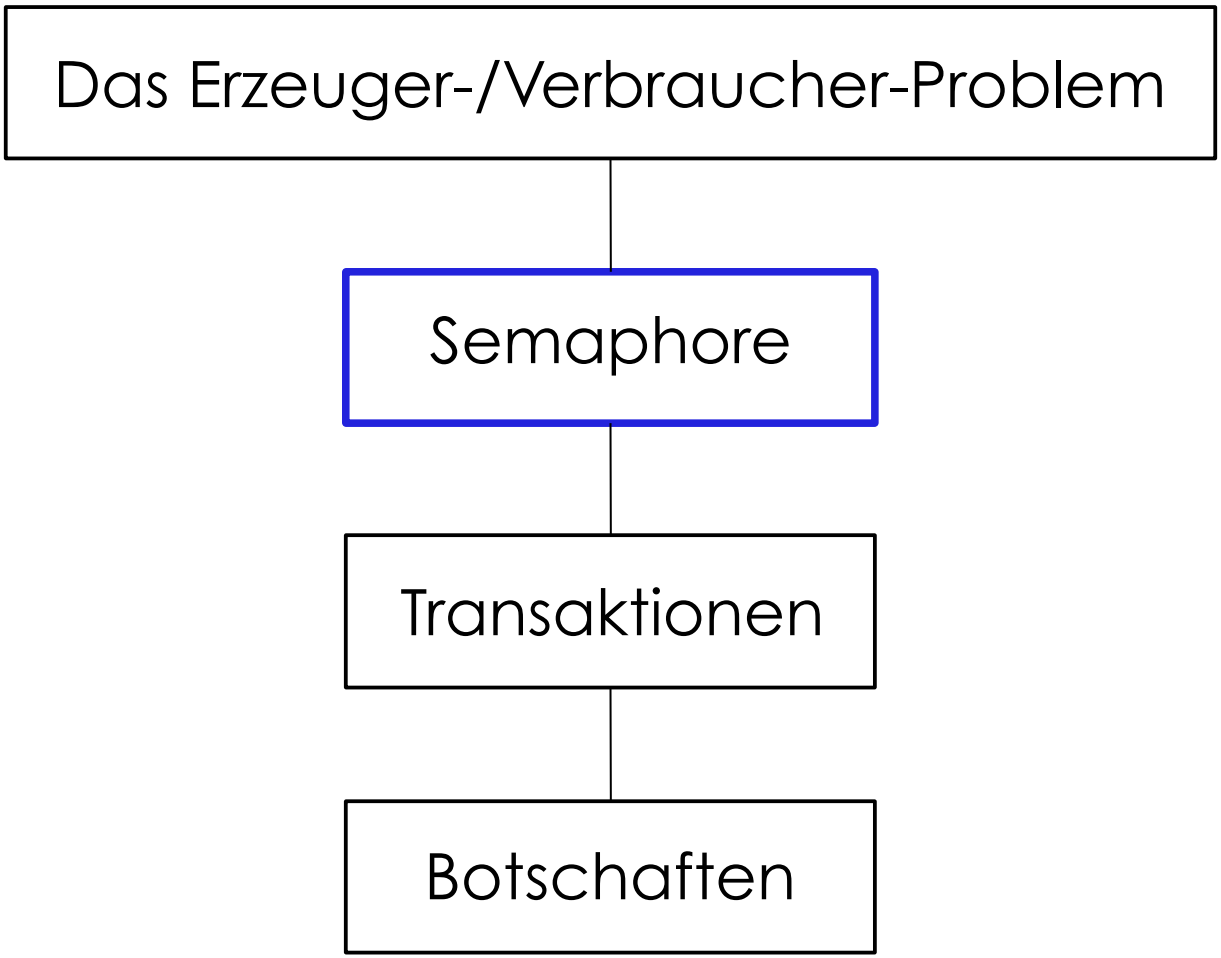
Verbraucher

```
void consume() {

  while(true) {

     if (count == 0)
        sleep(ConsQ);

     item = remove_item();
     count--;

     if (count == N - 1)
        wakeup(ProdQ);

     consume_item(item);
  }
}
```

FALSCH!!!

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Wegweiser


Das Erzeuger-/Verbraucher-Problem
Semaphore
Transaktionen
Botschaften

Semaphore

```
class SemaphoreT {

 public:

   SemaphoreT(int howMany);
   //Konstruktor

   void down();
   //P: passeren = betreten

   void up();
   //V: verlaten = verlassen

}
```

```
locktype Lock;

lock(Lock)

unlock(int *lock)
```

```
SemaphoreT Sema( howMany  );

Sema.down();

Sema.up();
```

Kritischer Abschnitt mit Semaphoren

Tanenbaum MOS

```
SemaphoreT mutex(1);
```

```
mutex.down();

do_critical_stuff();
//Kritischer Abschnitt

mutex.up();
```

```
mutex.down();

do_critical_stuff();
//Kritischer Abschnitt

mutex.up();
```

Ein Thread kann kritischen Abschnitt betreten

Beschränkte Zahl

Tanenbaum MOS

```
SemaphoreT mutex(3);
```

```
mutex.down();

do_critical_stuff();
//Kritischer Abschnitt

mutex.up();
```

```
mutex.down();

do_critical_stuff();
//Kritischer Abschnitt

mutex.up();
```

Drei Threads können kritischen Abschnitt betreten

Semaphor-Implementierung

Tanenbaum MOS

```
class SemaphoreT {
  int count;
  QueueT queue;

 public:

  SemaphoreT(int howMany);

  void down();
  void up();
}

SemaphoreT::SemaphoreT(
        int howMany) {

  count = howMany;
}
```

```
SemaphoreT::down() {

  if (count <= 0)
     sleep(queue);

  count--;
}

SemaphoreT::up() {

  count++;

  if (!queue.empty())
     wakeup(queue);
}

//Alle Methoden sind als
//kritischer Abschnitt
//zu implementieren !!!
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Auf dem Weg zu Erzeuger/Verbraucher

Tanenbaum MOS

```
SemaphoreT mutex(3);
```

```
mutex.down();

  enter_item(item)
```

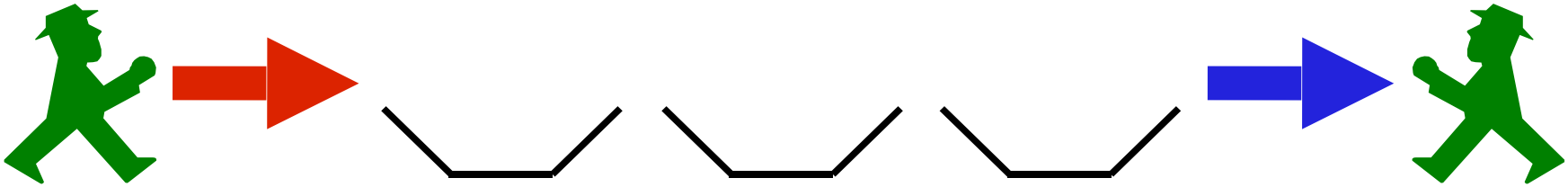
```
  remove_item(item)

mutex.up();
```

Maximal 3 item können in den Puffer

Intuition (aber falsch)

Tanenbaum MOS

Erzeuger-Thread ***3-Elemente*** Puffer Verbraucher-Thr



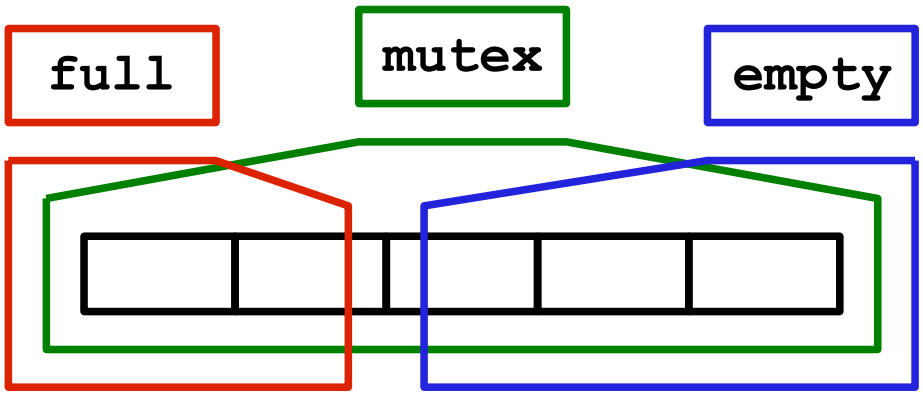
```
SemaphoreT empty_slots(3);

empty_slots.down();

enter_item();
```

```
remove_item();

empty_slots.up();
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit Semaphoren

Tanenbaum MOS




```
#define N 100
//Anzahl der Puffereinträge

SemaphoreT mutex(1);
//zum Schützen des KA

SemaphoreT empty_slots(N);
//Anzahl der freien
//Puffereinträge

SemaphoreT full_slots(0);
//Anzahl der belegten
//Puffereinträge
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit Semaphoren

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
void produce() {
  while (true) {
    item = produce_item();


    enter_item(item);


  }
}
```

Verbraucher

```
void consume() {
  while (true) {


    item = remove_item();


    consume_item(item);
  }
}
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit Semaphoren

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
void produce() {
  while (true) {
    item = produce_item();
    empty_slots.down();

    enter_item(item);



  }
}
```

Verbraucher

```
void consume() {
  while (true) {



    item = remove_item();

    empty_slots.up();

    consume_item(item);
  }
}
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit Semaphoren

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
void produce() {
  while (true) {
    item = produce_item();
    empty_slots.down();

    enter_item(item);

    full_slots.up();
  }
}
```

Verbraucher

```
void consume() {
  while (true) {
    full_slots.down();

    item = remove_item();

    empty_slots.up();
    consume_item(item);
  }
}
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit Semaphoren

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
void produce() {

  while (true) {

    item = produce_item();

    empty_slots.down();
    mutex.down();

    enter_item(item);

    mutex.up();
    full_slots.up();

  }
}
```

Verbraucher

```
void consume() {

  while (true) {

    full_slots.down();
    mutex.down();

    item = remove_item();

    mutex.up();
    empty_slots.up();

    consume_item(item);

  }
}
```

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Versehentlicher Tausch der Semaphor-Ops

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
void produce() {

  while (true) {

    item = produce_item();

    empty_slots.down();
    mutex.down();

    enter_item(item);

    mutex.up();
    full_slots.up();

  }
}
```

Verbraucher

```
void consume() {

  while (true) {

    mutex.down();
    full_slots.down();

    item = remove_item();

    mutex.up();
    empty_slots.up();

    consume_item(item);

  }
}
```

DEADLOCK

aus: AS Tanenbaum, Modern OS

Monitore

- Sprachkonstrukt
- Datentyp der von mehreren Threads genutzte Daten und darauf definierte Operationen bereitstellt
- Operationen können kritische Abschnitte enthalten, welche unter gegenseitigem Ausschluss ablaufen
- Implementierung Bedingungsvariablen wait/signal
- Locks implizit

```
monitor MyMonitorT{

   condition
      not_full, not_empty;

   ...

   void produce();

   void consume();


}
```

frei nach: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit einem Monitor

Erzeuger

```
void produce() {



  enter_item();
  count++;



}
```

Verbraucher

```
void consume() {



  remove_item();
  count--;



}
```

frei nach: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit einem Monitor

Erzeuger

```
void produce() {



  enter_item();
  count++;




}
```

Verbraucher

```
void consume() {



  remove_item();
  count--;




}
```

frei nach: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit einem Monitor

Erzeuger

```
void produce() {


  if (count == N)
     wait(not_full);

  enter_item();
  count++;




}
```

Verbraucher

```
void consume() {




  remove_item();
  count--;

  if (count == N - 1)
     signal(not_full);


}
```

frei nach: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit einem Monitor

Erzeuger

```
void produce() {


  if (count == N)
     wait(not_full);

  enter_item();
  count++;

  if (count == 1)
     signal(not_empty);


}
```

Verbraucher

```
void consume() {


  if (count == 0)
     wait(not_empty);

  remove_item();
  count--;

  if (count == N - 1)
     signal(not_full);


}
```

frei nach: AS Tanenbaum, Modern OS

Bei mehreren beteiligten Objekten

Problem

Jedes Konto als Monitor bzw. mit Semaphoren implementiert

- Konto2 nicht zugänglich/ verfügbar
- Abbruch nach 1. Teiloperation

Abhilfe

→ Alle an einer komplexen Operation beteiligten Objekte vorher sperren

```
void ueberweisen(
      int Betrag,
      KontoT Konto1,
      KontoT Konto2) {

  Konto1.abbuchen(Betrag);

  Konto2.gutschrift(Betrag);

}
```

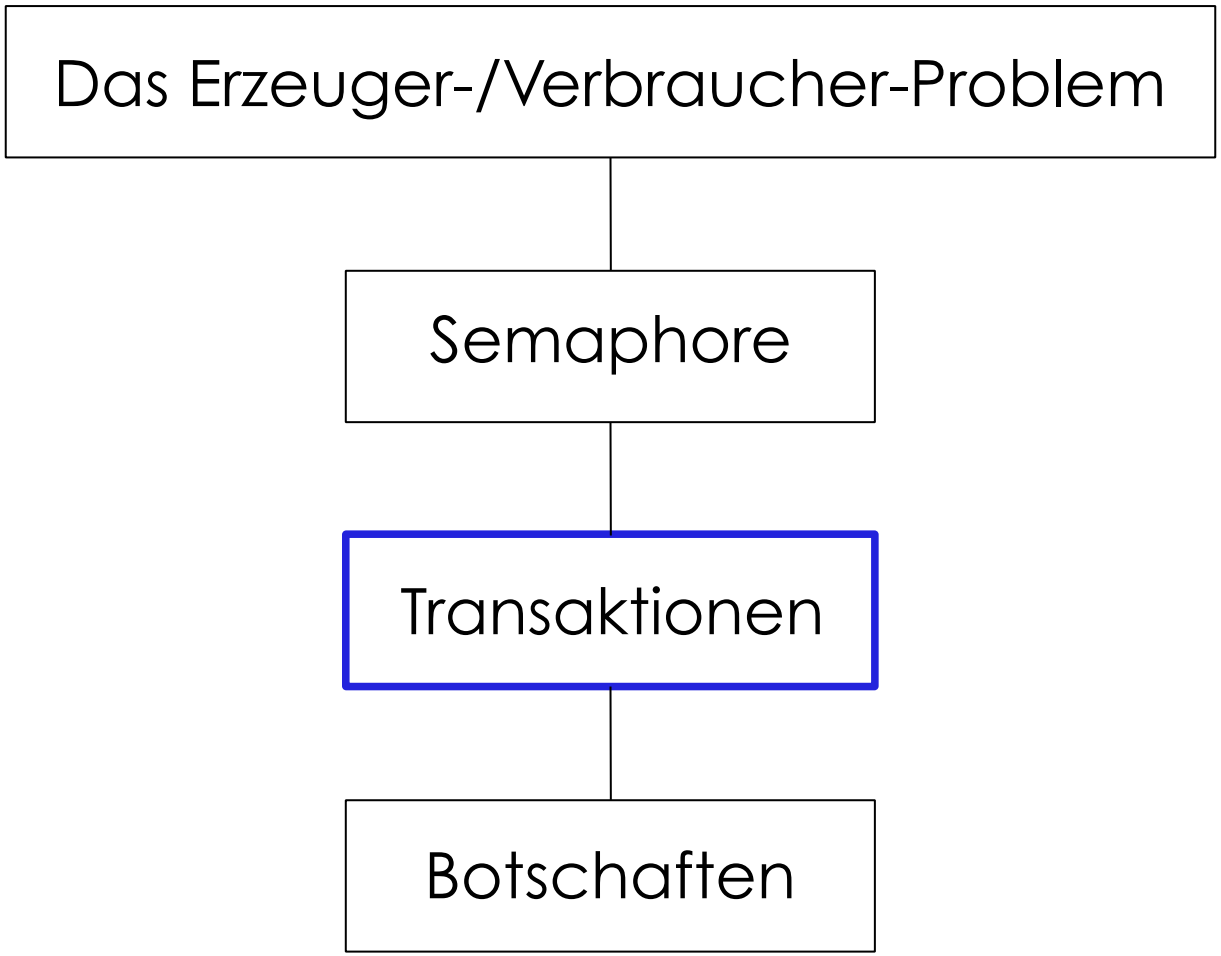
Bei mehreren beteiligten Objekten

Vorgehensweise

- beteiligte Objekte vor dem Zugriff sperren
- erst nach Abschluss der Gesamtoperation entsperren

```
void ueberweisen(
     int Betrag,
     KontoT Konto1,
     KontoT Konto2) {

 lock(Konto1);
 Konto1.abbuchen(Betrag);


 lock(Konto2);
 if NOT (Konto2.
  gutschrift(Betrag)) {

   Konto1.gutschrift(Betrag);
 }

 unlock(Konto1);
 unlock(Konto2);
}
```

Wegweiser


Das Erzeuger-/Verbraucher-Problem
Semaphore
Transaktionen
Botschaften

Verallgemeinerung: Transaktionen

Motivation

- Synchronisation komplexer Operationen mit mehreren beteiligten Objekten
- Rückgängigmachen von Teiloperationen gescheiterter komplexer Operationen
- Dauerhaftigkeit der Ergebnisse komplexer Operationen (auch bei Fehlern und Systemabstürzen)

Voraussetzungen

- Transaktionsmanager:
  mehr dazu in der Datenbanken-Vorlesung
- alle beteiligten Objekte verfügen über bestimmte Operationen

Konto-Beispiel mit Transaktionen

```
void ueberweisung(int Betrag,
                  KontoT Konto1, KontoT Konto2) {

  int Transaction_ID = begin_Transaction();

  use(Transaction_ID, Konto1);
     Konto1.abbuchen(Betrag);

  use(Transaction_ID, Konto2);
     if (!Konto2.gutschreiben(Betrag)) {

        abort_Transaction(Transaction_ID);
        //alle Operationen, die zur Transaktion gehören,
        //werden rückgängig gemacht
     }

  commit_Transaction(Transaction_ID);
  //alle Locks werden freigegeben
}
```

Transaktionen: „ACID“

Eigenschaften von Transaktionen

- **A**tomar:
  Komplexe Operationen werden ganz oder gar nicht durchgeführt.
- Konsistent (**C**onsistent):
  Es werden konsistente Zustände in konsistente Zustände überführt, Zwischenzustände dürfen inkonsistent sein.
- **I**soliert:
  Transaktionen dürfen parallel durchgeführt werden genau dann, wenn sichergestellt ist, dass das Ergebnis einer möglichen sequentiellen Ausführung der Transaktionen entspricht.
- **D**auerhaft:
  Nach dem Commit einer Transaktion ist deren Wirkung verfügbar, auch über Systemabstürze hinweg.

Transaktionen

- stop hier in dieser Vorlesung -> weitere Vorlesungen
- relativ neu: HTM
  Hardware-Unterstützung für Transaktionen in Multicores

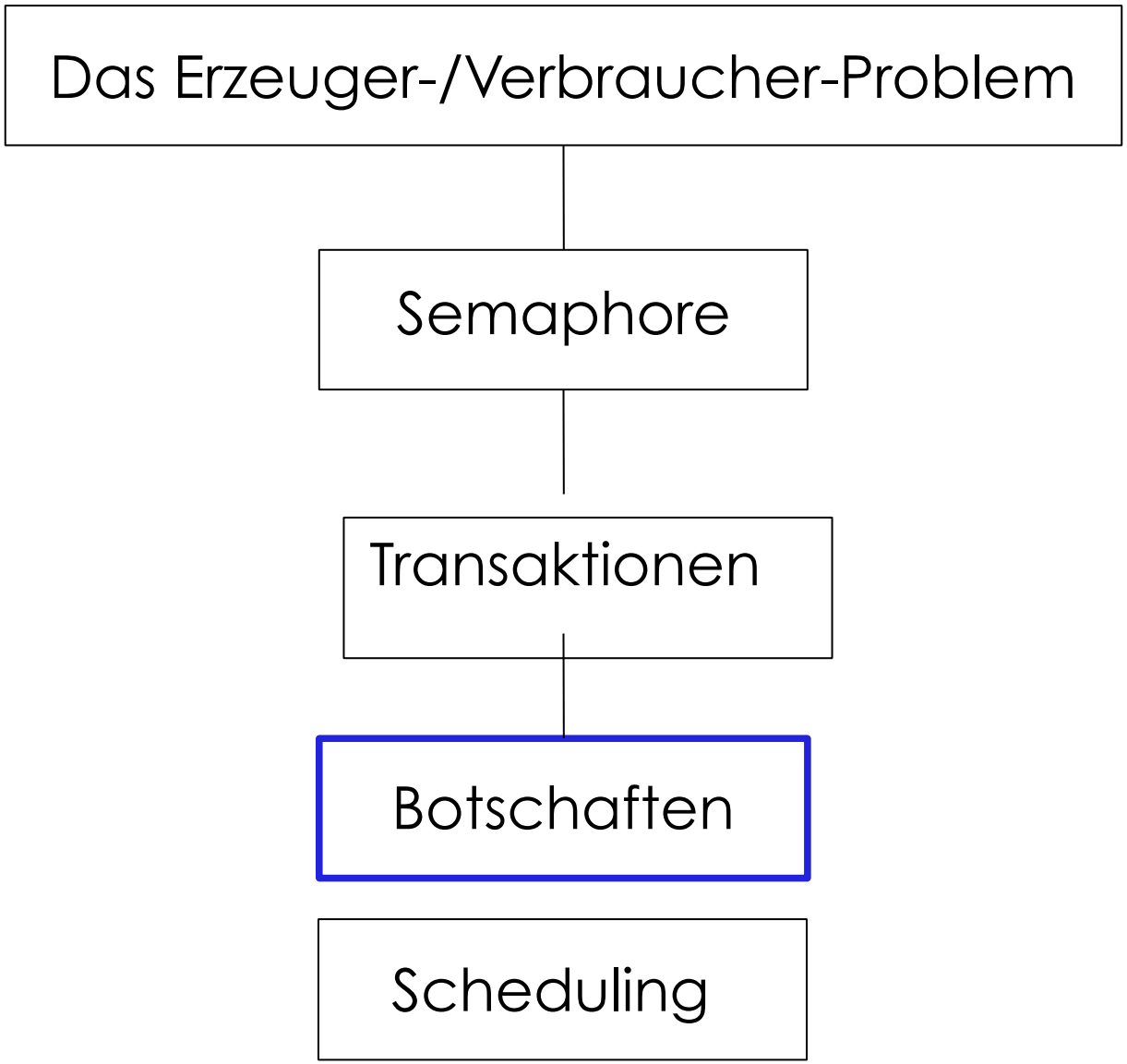
Semaphoren etc.

- Basieren auf der Existenz eines gemeinsamen Speichers

Jedoch häufig Kommunikation zwischen Threads ohne gemeinsamen Speicher, z. B.

- Threads in unterschiedlichen Adressräumen
- Threads auf unterschiedlichen Rechnern
- massiv parallele Rechner:
  jeder Rechenknoten mit eigenem Speicher

Wegweiser


Das Erzeuger-/Verbraucher-Problem
Semaphore
Transaktionen
Botschaften
Scheduling

Synchrone Botschaften

Senden

- **`int send(message, timeout, TID);`**
- synchron, d. h. terminiert, wenn das korrespondierende **`receive`**/**`wait`** durchgeführt wurde
- Ergebnis : **`false`**, falls das Timeout greift

Warten

- **`int wait(message, timeout, &TID);`**
- akzeptiert eine Botschaft von irgendeinem Thread
- liefert die ID des Sender-Threads

Empfangen

- **`int receive(message, timeout, TID);`**
- akzeptiert eine Botschaft von einem bestimmten Sender-Thread

Asynchrone Botschaften

Senden

- **`int send(message, TID);`**
- **a**synchron, d. h. terminiert sofort

Botschaften-Puffer:

- nicht nötig bei synchronen Botschaften
- asynchron:
  - Botschaften-System hält eigenen Puffer bereit (Aufwändig)
  - Botschaft bleibt in Sendeparameter, bis Empfänger sie abholt
    wichtig: darf nicht überschrieben werden

Wichtige Botschaftensysteme

- Mikrokerne
- Message Passing Interface (MPI)
  wichtig für Supercomputer

folgende Folien zu Erzeuger/Verbraucher eng angelehnt an:
Modern OS, Andrew Tanenbaum

EV-Problem mit Botschaften

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
void producer() {

  while (true) {

     item = produce_item();




     send(item);
  }
}
```

Verbraucher

```
void consumer() {



 while (true) {

    receive(item);




    consume_item(item);
```

frei nach: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit Botschaften

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
void producer() {

  while (true) {

     item = produce_item();

     receive(control);


     send(item);
  }
}
```

Verbraucher

```
void consumer() {



 while (true) {

    receive(item);


    send(control);

    consume_item(item);

 }
}
```

EV-Problem mit Botschaften

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
void producer() {

  while (true) {

     item = produce_item();

     receive(control);


     send(item);
  }
}
```

Verbraucher

```
void consumer() {

send(control);


 while (true) {

    receive(item);


    send(control);

    consume_item(item);

 }
}
```

frei nach: AS Tanenbaum, Modern OS

EV-Problem mit Botschaften

Tanenbaum MOS

Erzeuger

```
void producer() {

  while (true) {

     item = produce_item();

     receive(control);



     send(item);
  }
}
```

Verbraucher

```
void consumer() {

 for(int i = 0; i < N; i++)
   send(control);

 while (true) {

   receive(item);



   send(control);

   consume_item(item);

 }
}
```

frei nach: AS Tanenbaum, Modern OS

Binärer Semaphor mit Hilfe synchroner Botschaften

Tanenbaum MOS

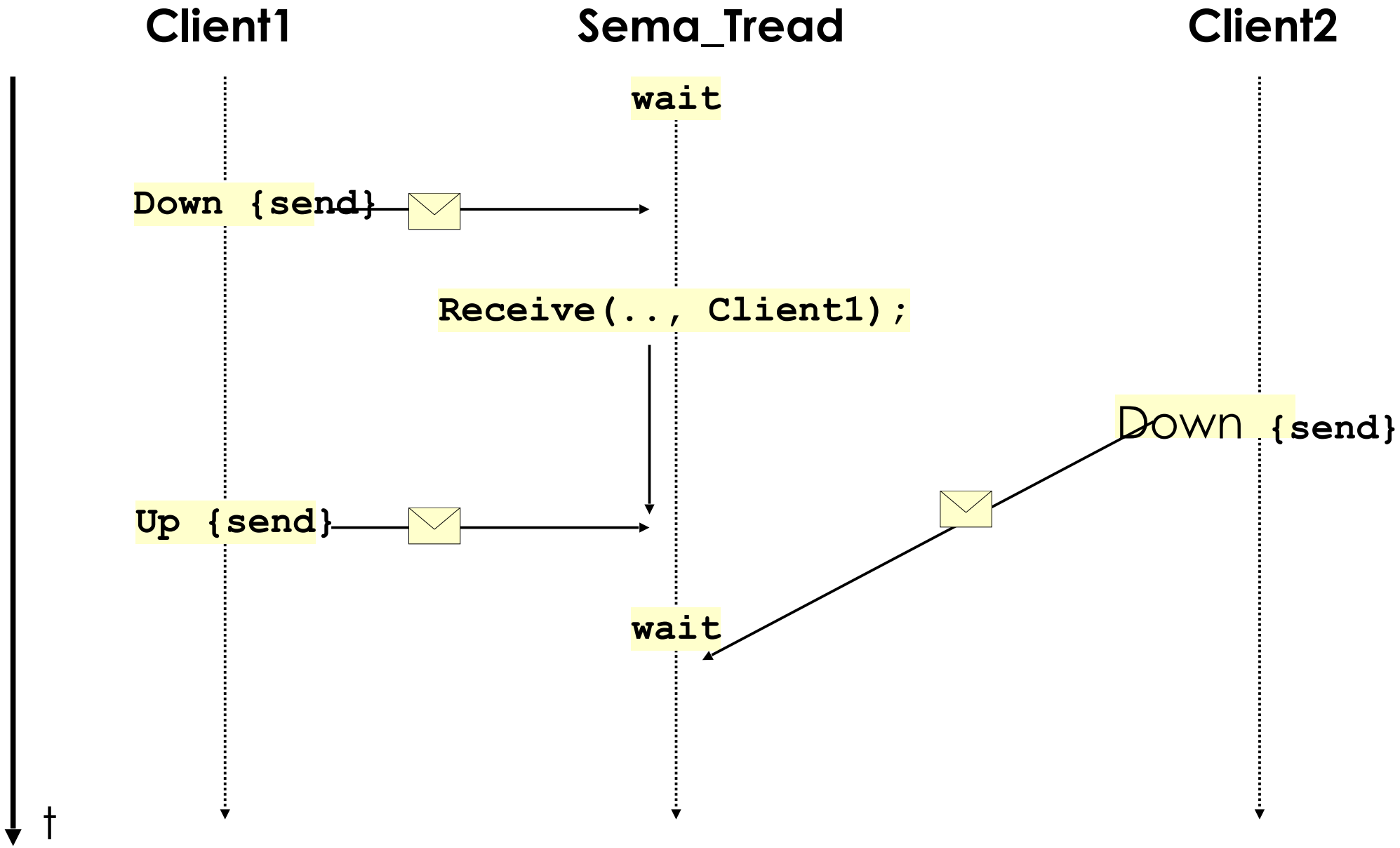
Semaphore-Thread

```
thread_T sema_thread;

while (1) {

 wait(D-msg, threadId);
 receive(U-msg,threadId);

}
```

Clients

```
void Down() {

 send(D.msg,
      sema_thread);
}

void Up() {

 send(U.msg,
      sema_thread);
}
```

Binärer Semaphor mit Hilfe synchroner Botschaften



Wegweiser

Zusammenspiel (Kommunikation) mehrerer Threads

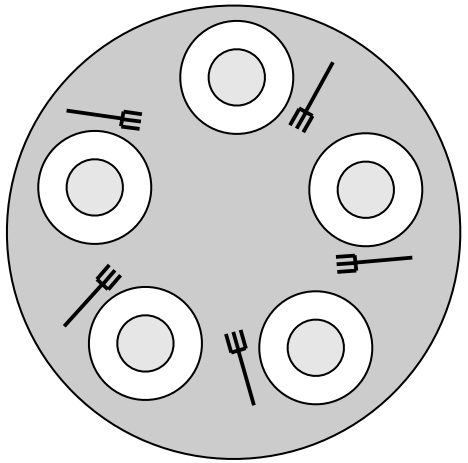
Einige typische Probleme

- Erzeuger / Verbraucher
- 5 Philosophen
- Leser/Schreiber

Scheduling

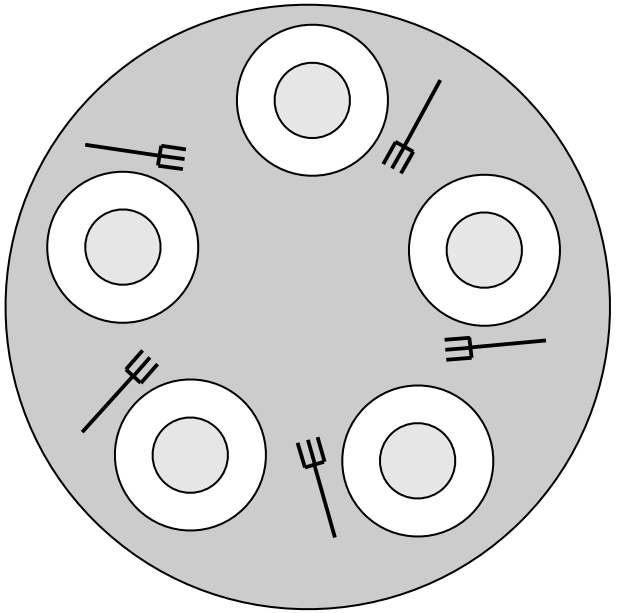
Dining Philosophers

- 5-Philosophen-Problem
- 5 Philosophen sitzen um einen Tisch, denken und essen Spaghetti
- zum Essen braucht jeder zwei Gabeln, es gibt aber insgesamt nur 5
- Problem: kein Philosoph soll verhungern



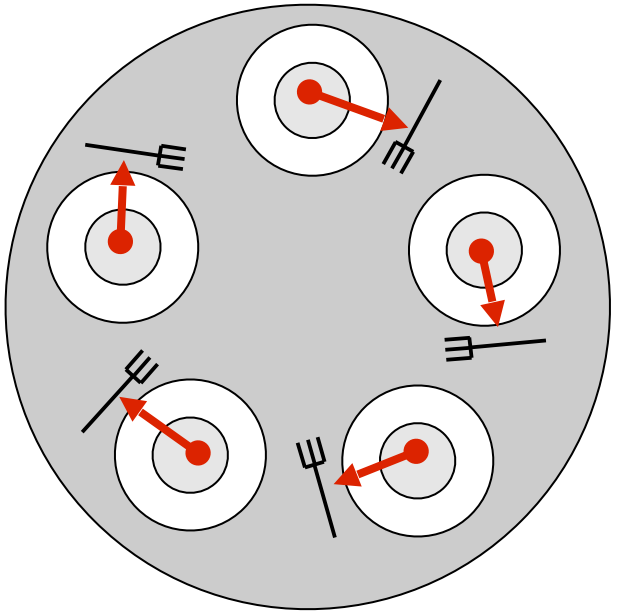
Die offensichtliche (...) Lösung

```
void Philosoph(int i) {

  Denken();

  NimmGabel(i);

  NimmGabel((i+1)%5);

  Essen();

  LegeZurückGabel(i);
  LegeZurückGabel((i+1)%5);
}
```



Die offensichtliche (aber falsche) Lösung

```
void Philosoph(int i) {

  Denken();

  NimmGabel(i);

  NimmGabel((i+1)%5);

  Essen();

  LegeZurückGabel(i);
  LegeZurückGabel((i+1)%5);
}
```



Falsch

- kann zu Verklemmungen/Deadlocks führen
  (alle Philosophen nehmen gleichzeitig die linken Gabeln)
- zwei verbündete Phil. können einen dritten aushungern

Leser/Schreiber-Problem

Lesen und Schreiben von Daten (z. B. Datenbankeinträgen)

- mehrere Prozesse dürfen gleichzeitig lesen
- nur einer schreiben

Scheduling

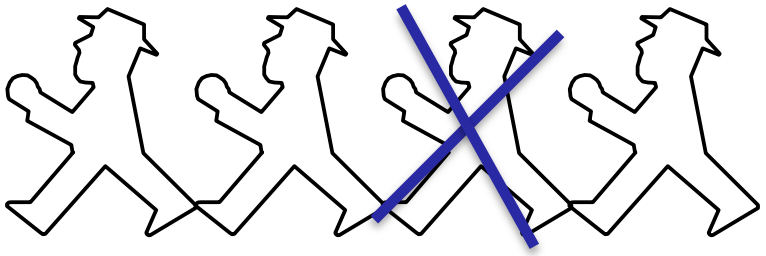
Aufgabe:

Entscheidung über Prozessorzuteilung

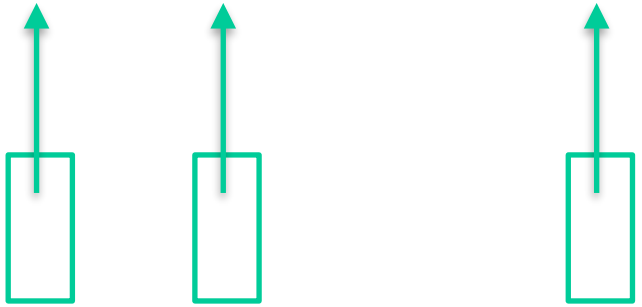
- an welchen Stellen (Zeitpunkte, Ereignisse, ...)
- nach welchem Verfahren

Scheduler - Einprozessor

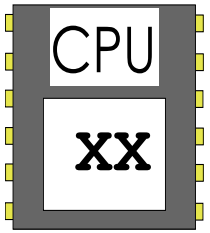
Threads



Bereit-
Menge

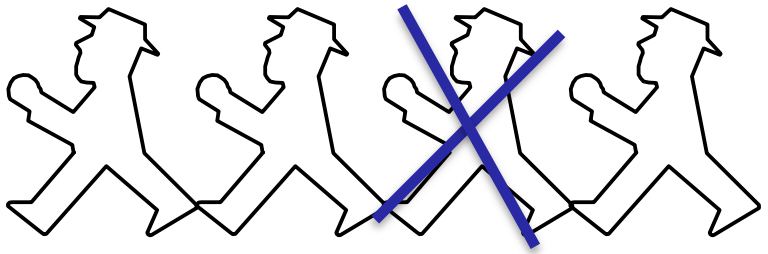


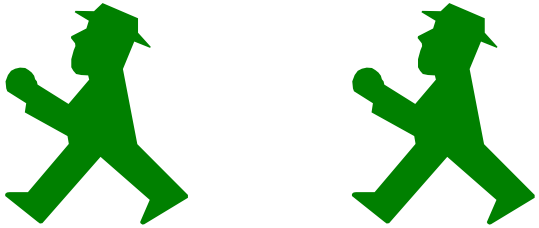
CPUs



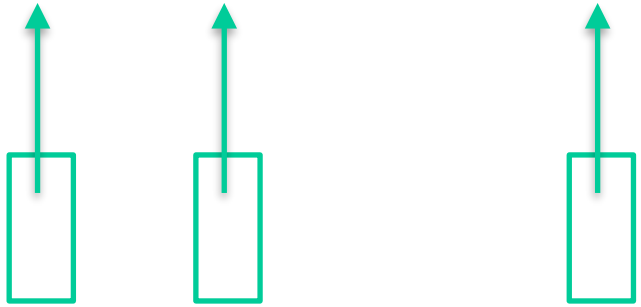
Scheduler - Mehrprozessor

Threads



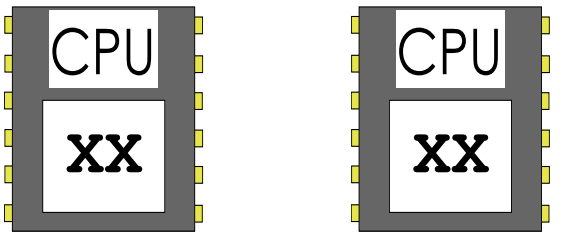


Bereit-
Menge



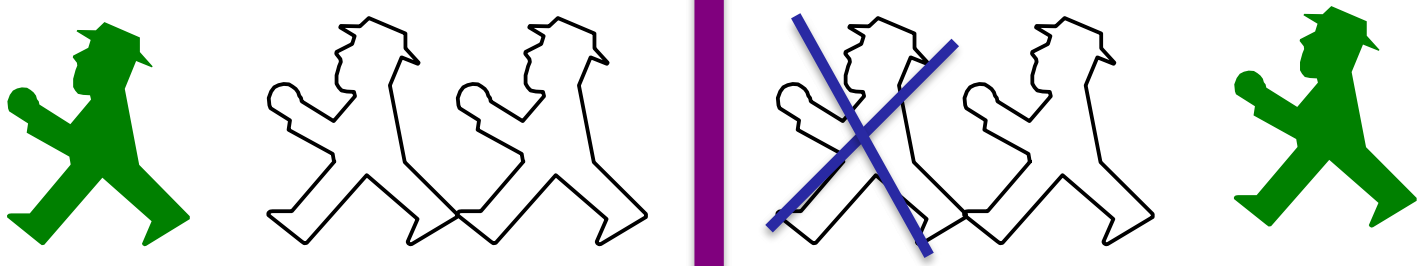
CPUs

“global”:
eine Bereitmenge

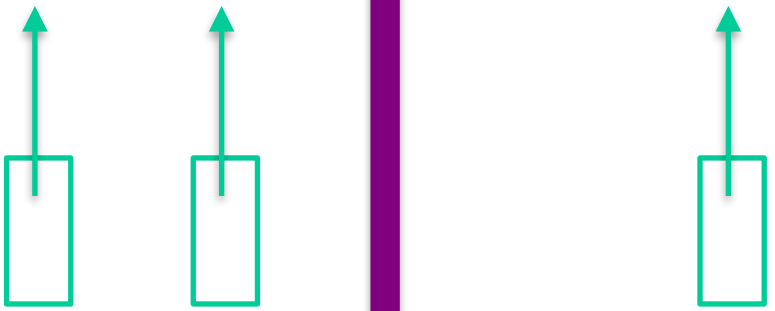


Scheduler - Mehrprozessor

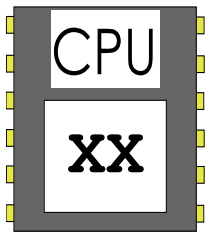
Threads



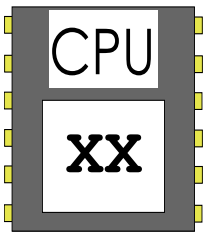
Bereit-
Menge



CPUs



“partitioniert”:
Bereitmenge/CPU



Scheduling

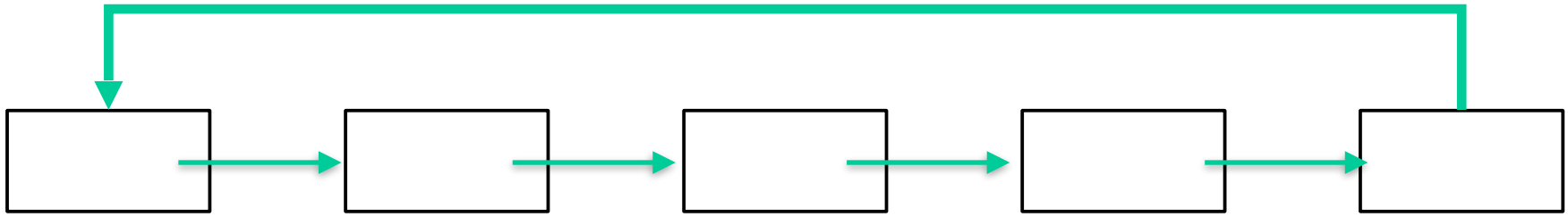
Kriterien

- Fairness: fairer Anteil an CPU für den Thread
- Effizienz: möglichst vollständige Auslastung der CPU
- Antwortzeiten: interaktiver Anwendungen
- Durchsatz: maximale Zahl von Aufgaben pro ZE
- Zusagen: ein Prozess muss spätestens *dann* fertig sein
- Energie: minimieren

Probleme

- Kriterien sind widersprüchlich
- Anwender-Threads sind in ihrem Verhalten oft unvorhersehbar

Round Robin mit Zeitscheiben



jeder Thread erhält reihum eine ***Zeitscheibe***
die er zu Ende führen kann
"time slice"

Wahl der Zeitscheibe

- zu kurz: CPU schaltet dauernd um (ineffizient)
- zu lang: Antwortzeiten zu lang

Prioritätssteuerung

- Threads erhalten ein Attribut: Priorität
- höhere Priorität verschafft Vorrang vor niederer Priorität

Fragestellungen

- Zuweisung von Prioritäten
- Thread mit höherer Priorität als der rechnende wird bereit
  → Umschaltung: sofort, ... ? („preemptive scheduling“)

→ häufig: Kombination Round Robin und Prioritäten

Zuweisung von Prioritäten

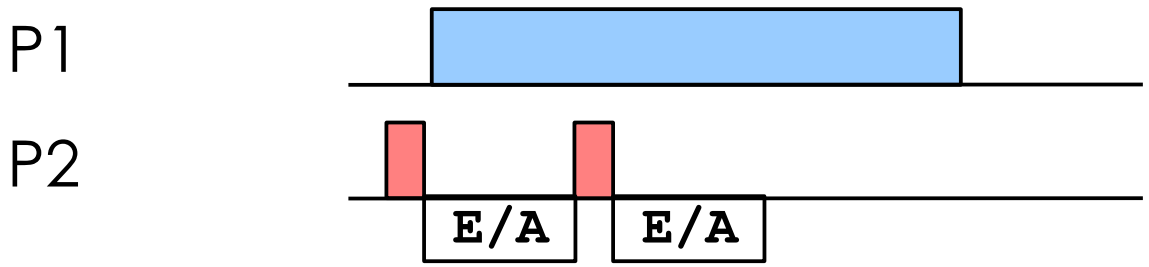
- statisch ...
- dynamisch
  - Benutzer (Unix: “nice”)
  - Heuristiken im System
  - gezielte Vergabeverfahren

Beispiel für Heuristik

- hoher Anteil an Wartezeiten (z.B. E/A)
  - hohe Priorität für E/A-lastige Threads
  - bessere Auslastung von E/A-Geräten

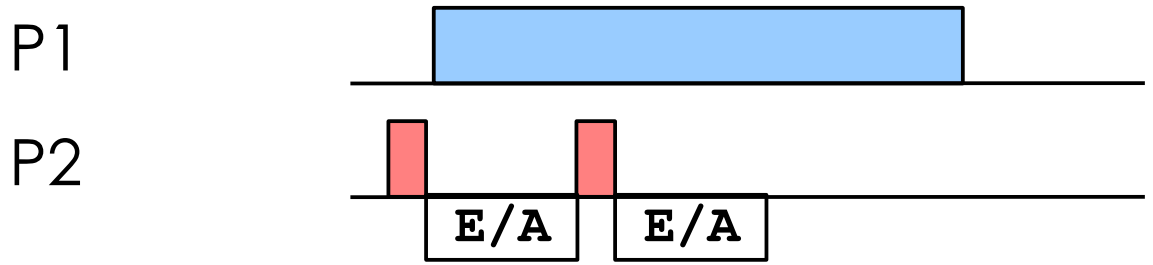
Beispiel

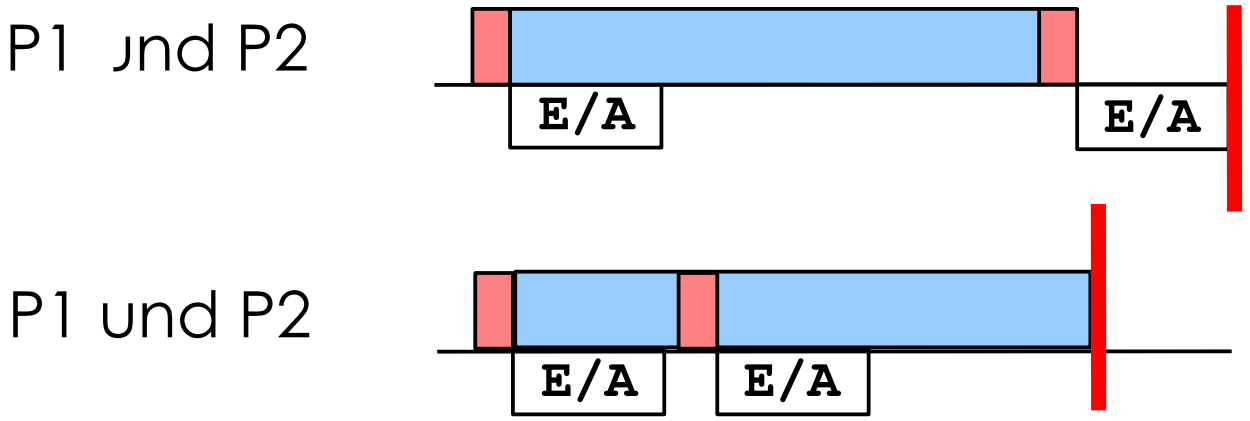
- Cobegin P2; P1 Coend
- P1 erst kurze Pause, dann lang CPU
- P2 kurz CPU, langsame EA



Beispiel

- Cobegin P2; P1 Coend
- P1 erst kurze Pause, dann lang CPU
- P2 kurz CPU, langsame EA





„Prioritätsumkehr“ (Priority Inversion)

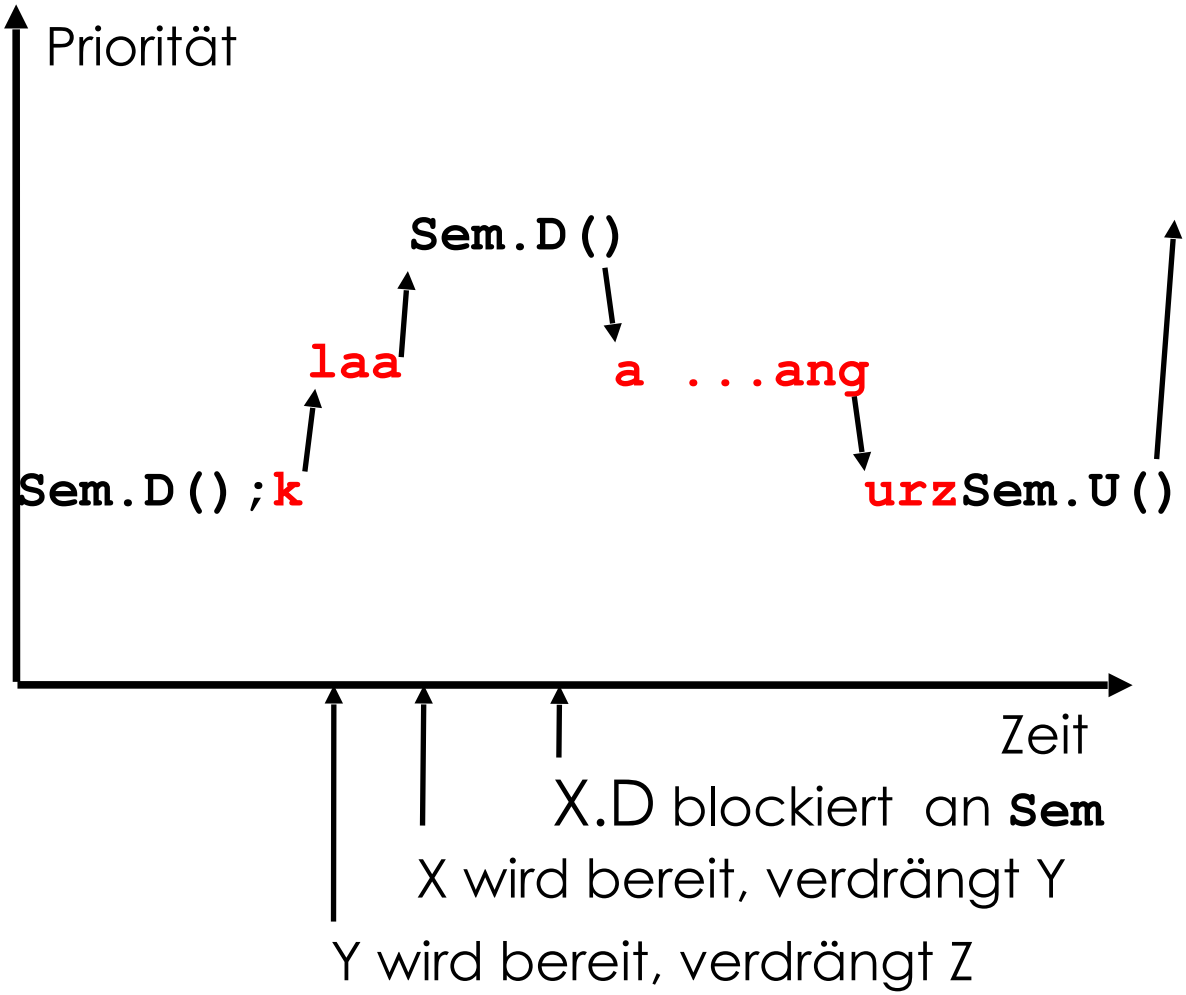
Beispielszenario:

- drei Threads X, Y, Z
- X höchste, Z niedrigste Priorität
- werden bereit in der Reihenfolge: Z, Y, X

```
cobegin
  //X:
  {Sem.D();kurz;Sem.U()};
  //Y:
  {laaaaaaaaaaaaaaaang};
  //Z:
  {Sem.D();kurz;Sem.U()};
coend
```

„Prioritätsumkehr“ (Priority Inversion)

```
cobegin
  //X:
  {Sem.D();kurz;Sem.U()};
  //Y:
  {laaaa ... aaaaaaaang};
  //Z:
  {Sem.D();kurz;Sem.U()};
coend
```



X hat höchste Priorität, kann aber nicht laufen,
weil es an von Z gehaltenem Semaphor blockiert und
Y läuft und damit kann Z den Semaphor nicht freigeben.

Literatur

- Einige Folien/Bilder dieser Vorlesung zu Threads nach Andy S. Tanenbaum
  Modern Operation Systems
  (Semaphore, Botschaften, …)

Zusammenfassung Threads

- Threads sind ein mächtiges Konzept zur Konstruktion von Systemen, die mit asynchronen Ereignissen und Parallelität umgehen sollen.
- Kooperierende parallele Threads müssen sorgfältig synchronisiert werden. Fehler dabei sind extrem schwer zu finden, da zeitabhängig.
- Bei der Implementierung von Synchronisationsprimitiven auf die Kriterien Sicherheit und Lebendigkeit achten.
- Durch Blockieren im Kern (z.B. mittels Semaphoren) kann Busy Waiting vermieden werden.
- Standardlösungen für typische Probleme, wie das Erzeuger/Verbraucher-Problem