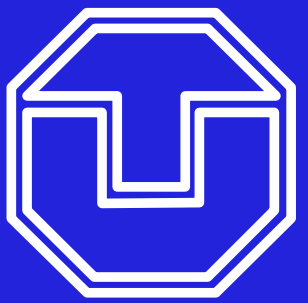
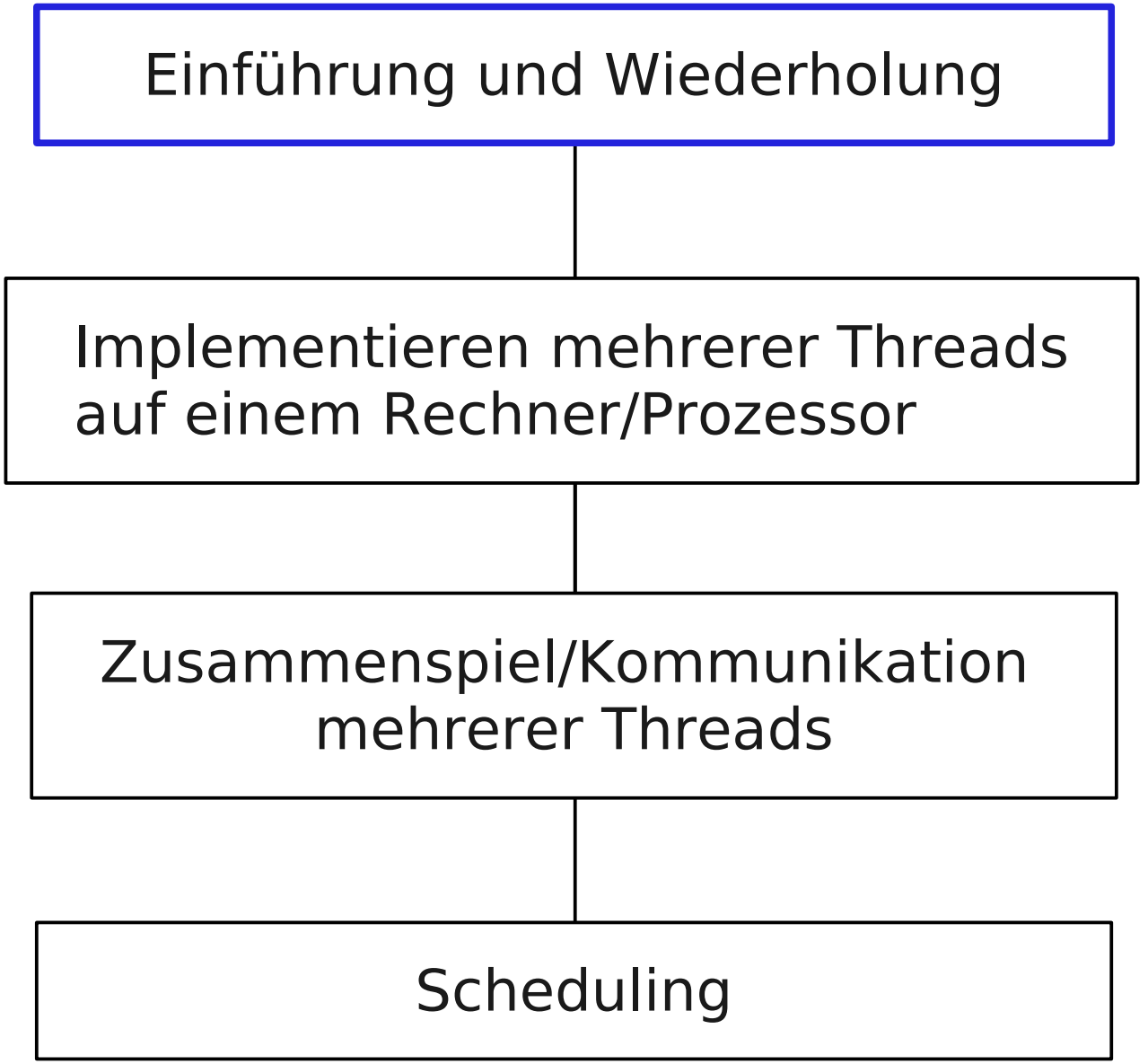
Threads

Betriebssysteme

Hermann Härtig
TU Dresden



Wegweiser

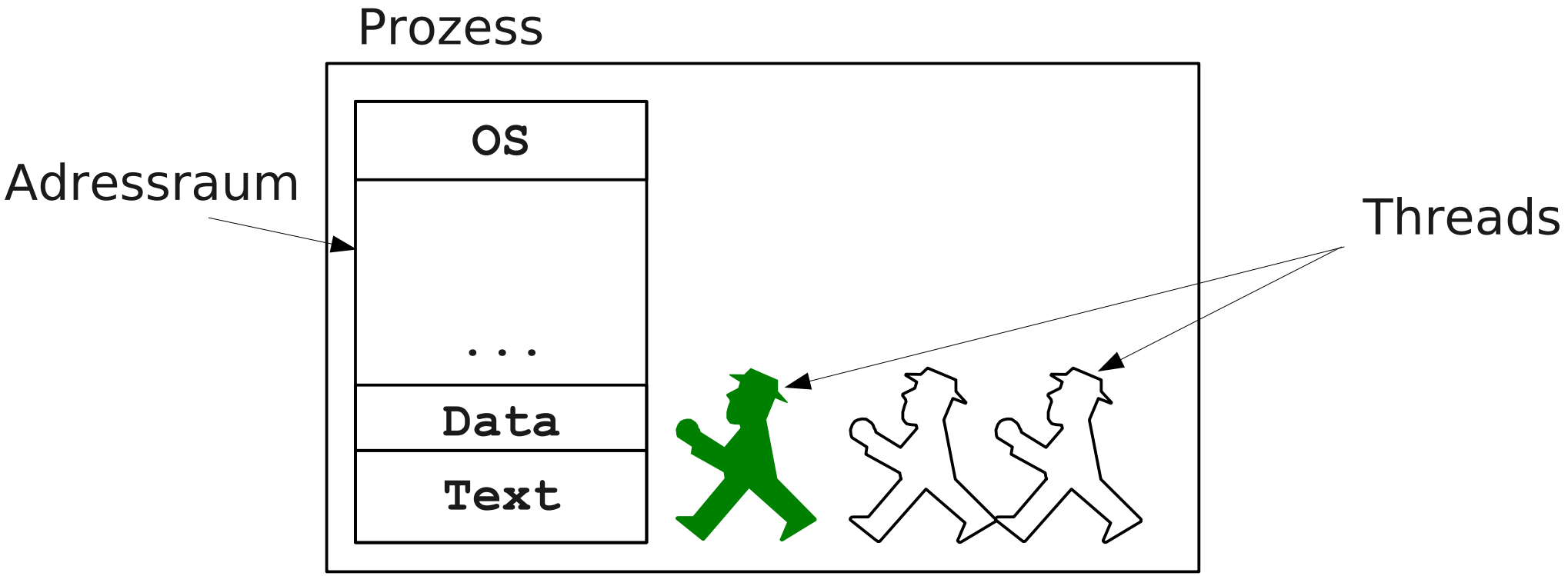

Einführung und Wiederholung
Implementieren mehrerer Threads
auf einem Rechner/Prozessor
Zusammenspiel/Kommunikation
mehrerer Threads
Scheduling

Definition: Thread

Eine selbständige

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

Aktivität.

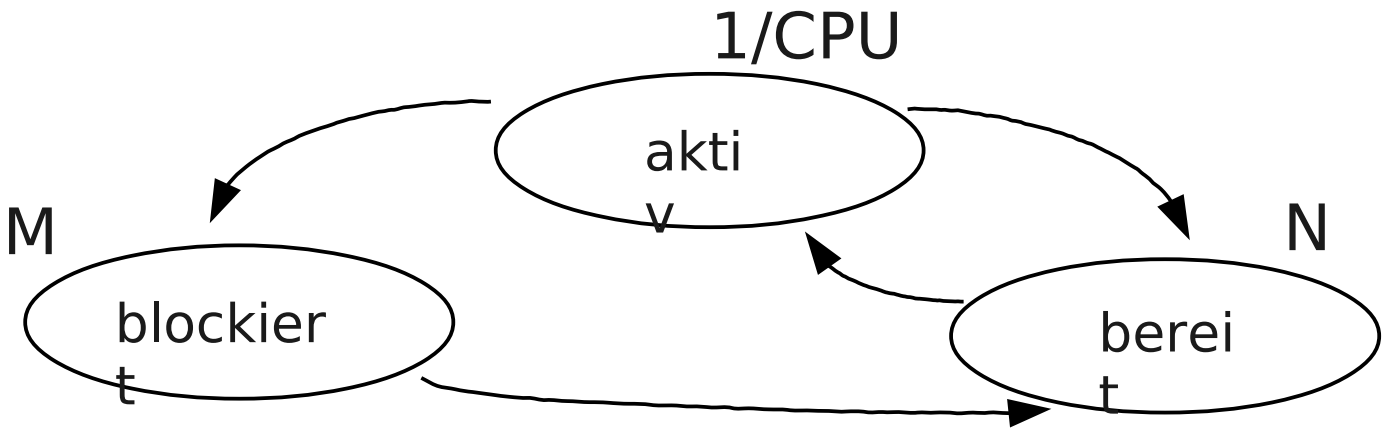


Notationen

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

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 Betriebsmitels), 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“



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“

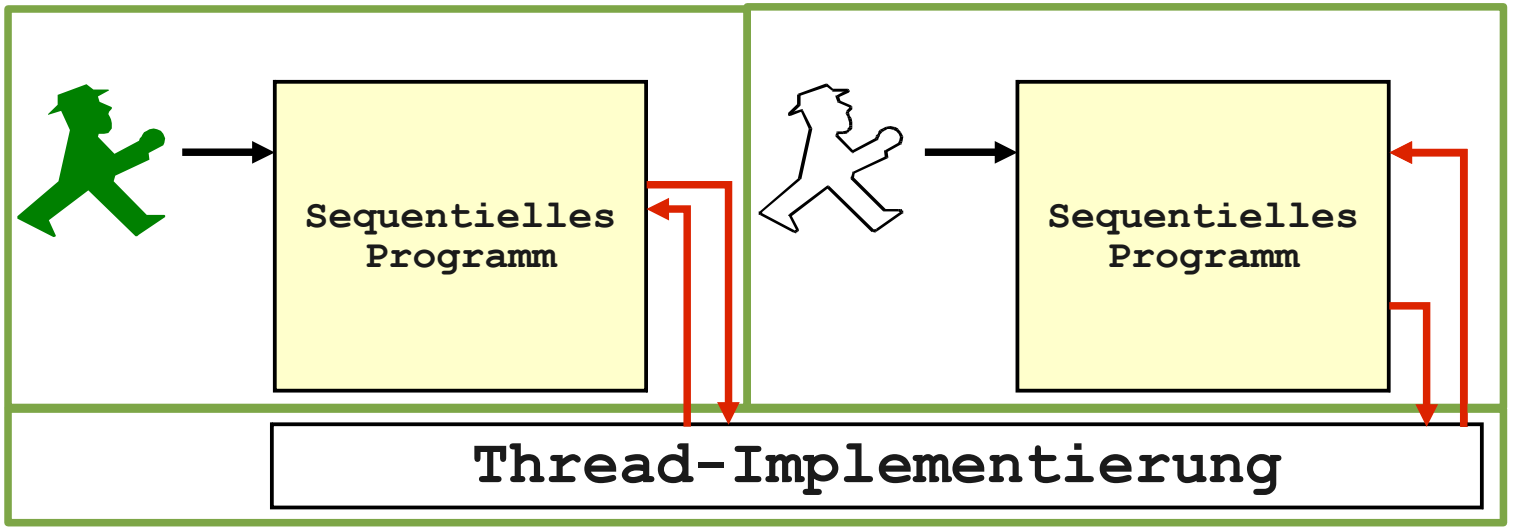
Kooperative vs. preemptive Umschaltung

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();
}
```

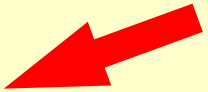
Periodischer Thread

```
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

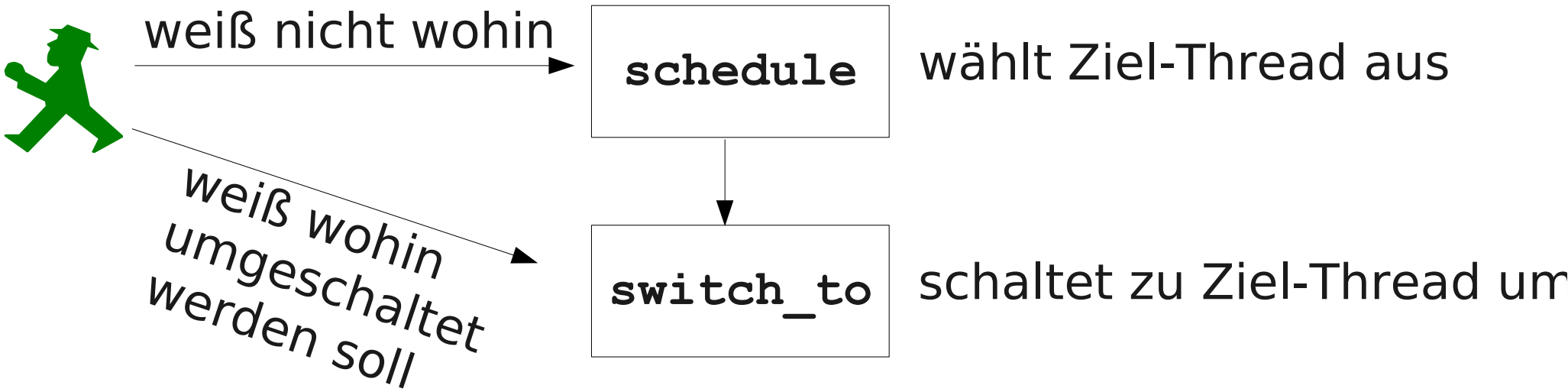
```
Thread2 {

  while (true) {

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

     handle(mesg);
  }
}
```

`Ziel-Thread = schedule()`

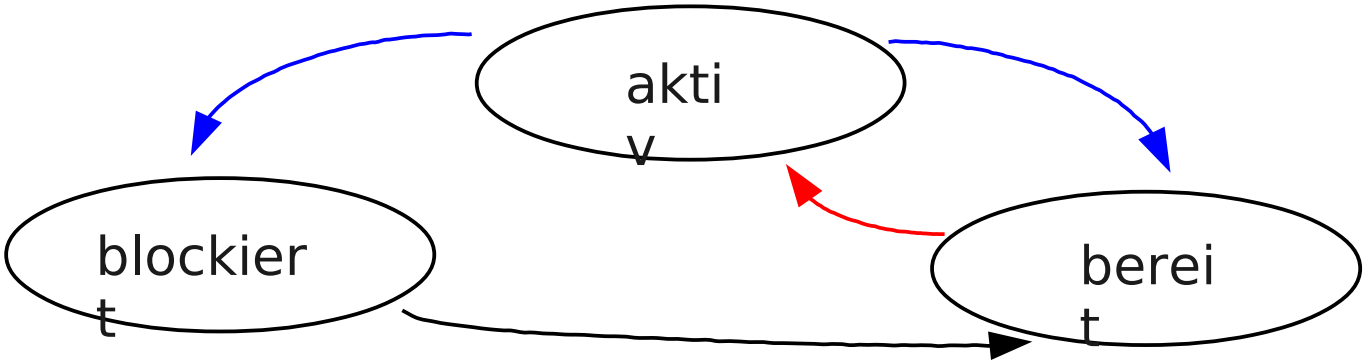
- Auswahl eines bereiten Threads, falls Ziel-Thread unbekannt
- ruft `switch_to` auf, um zum ausgewählten Thread umzuschalten

`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


weiß nicht wohin
schedule
wählt Ziel-Thread aus
weiß wohin
umgeschaltet
werden soll
switch_to
schaltet zu Ziel-Thread um

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 aufwendig, Umschaltstellen im Vorhinein festzulegen

➔ heute sehr geringe Bedeutung, praktisch keine mehr in Betriebssystemen, Echtzeitsystemen, ...

Verbreitete Zwischenform

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

Betriebsmittel 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

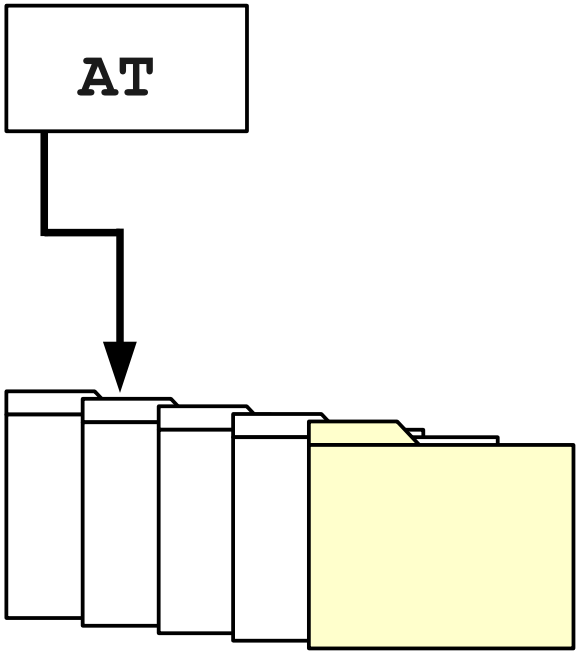
➔ **Thread Control Block (TCB)**

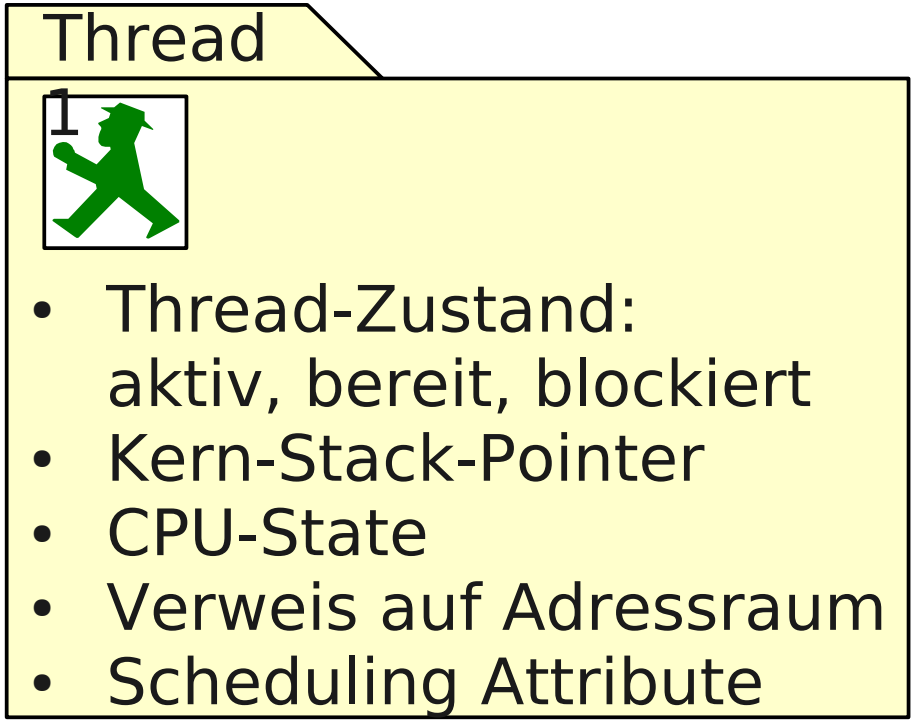
zentrale Struktur des Kerns zur Verwaltung eines Threads (in den folgenden Graphiken lassen wir „Kern-Stack“ weg)

Thread Control Block (TCB) und TCB-Tabelle

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

- Thread Control Block





Ein paar Bezeichner

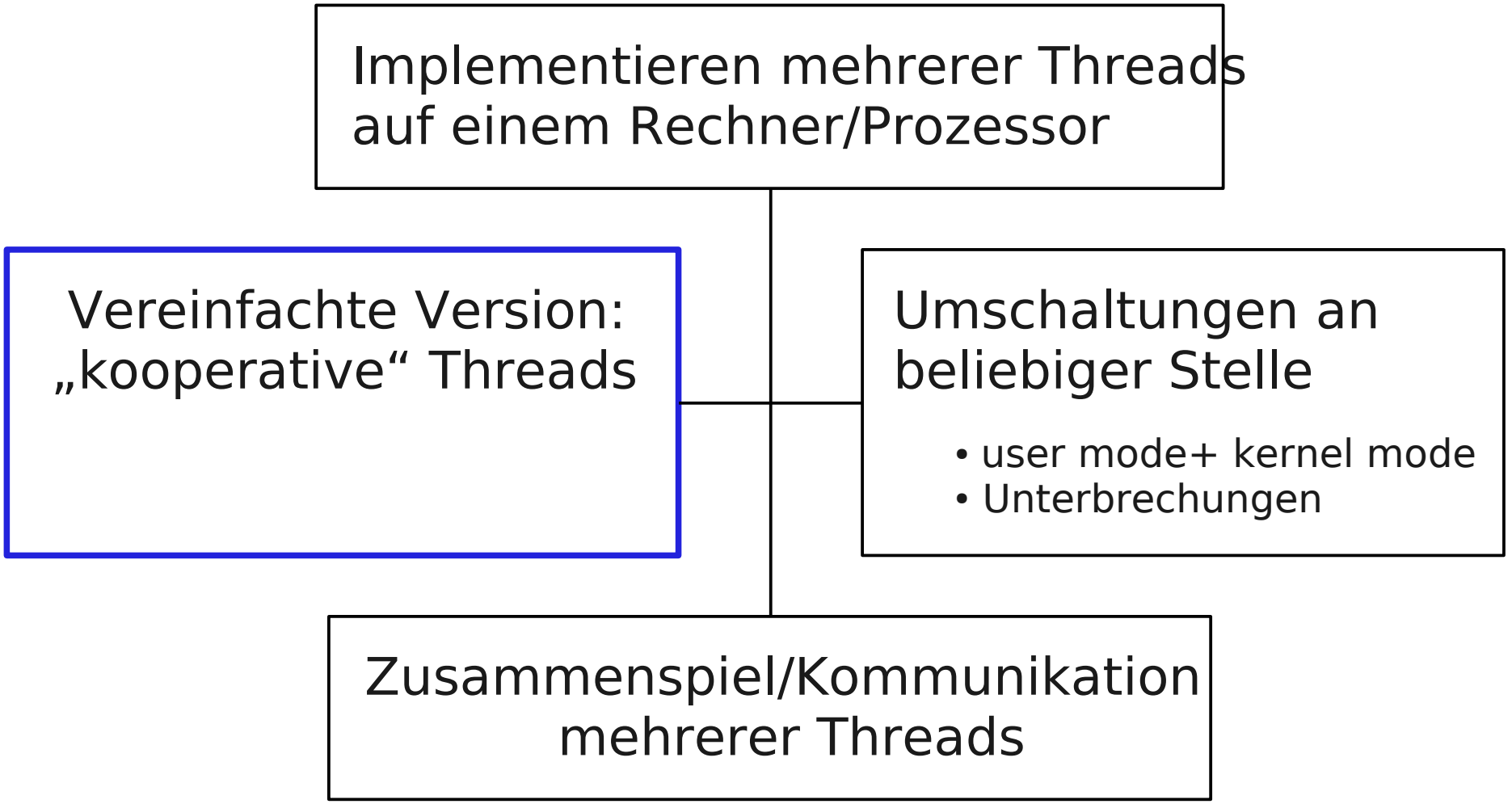
Im Folgenden:

- **`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

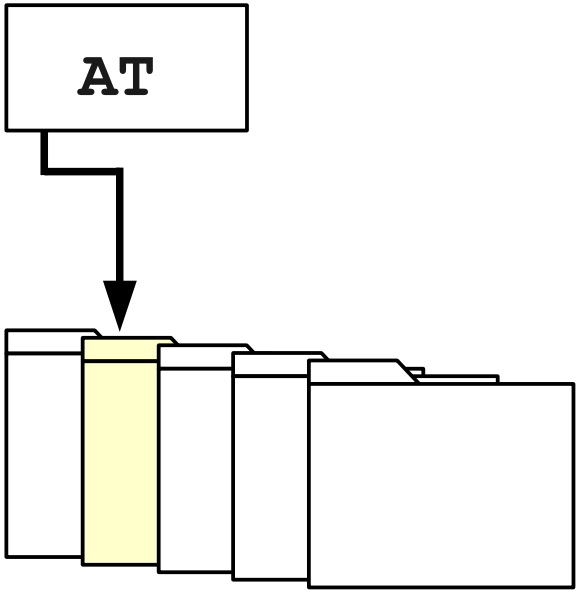
- **`SP`** Stack Pointer – Zeiger an die aktuelle Position im Stack
- **`PC`** Program Counter –
  Zeiger auf den nächsten auszuführenden Befehl

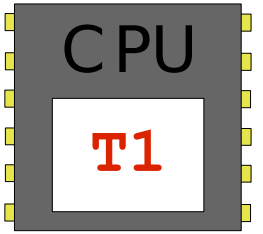
Wegweiser

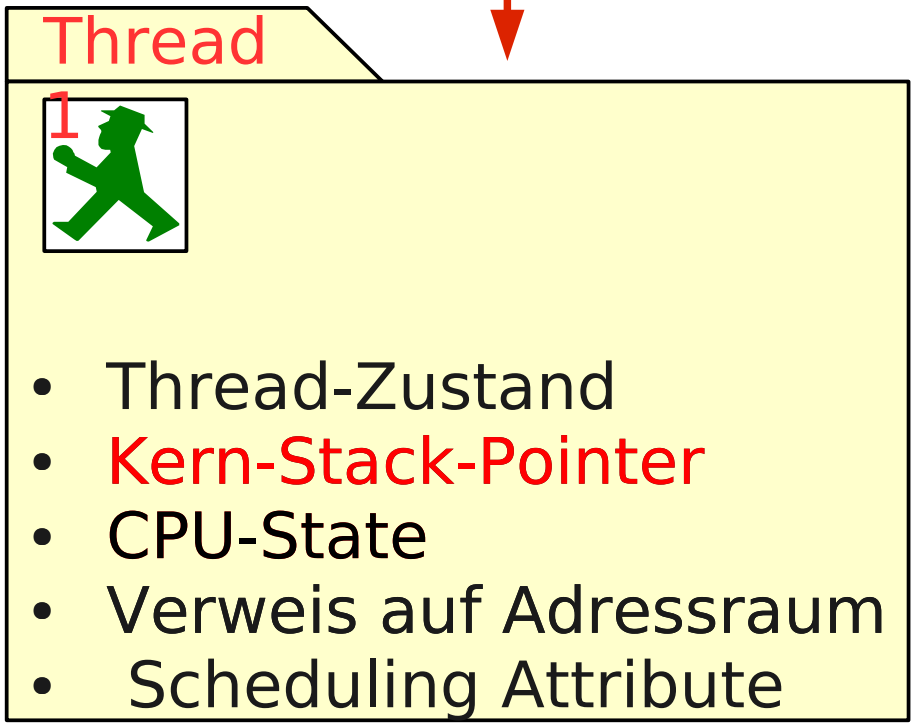

Implementieren mehrerer Threads auf einem Rechner/Prozessor
Vereinfachte Version: „kooperative“ Threads
Umschaltungen an beliebiger Stelle
• user mode+ kernel mode
• Unterbrechungen
Zusammenspiel/Kommunikation mehrerer Threads

Thread-Umschaltung

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

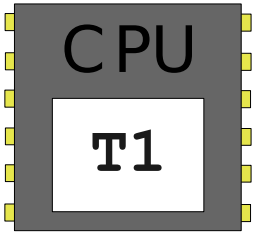


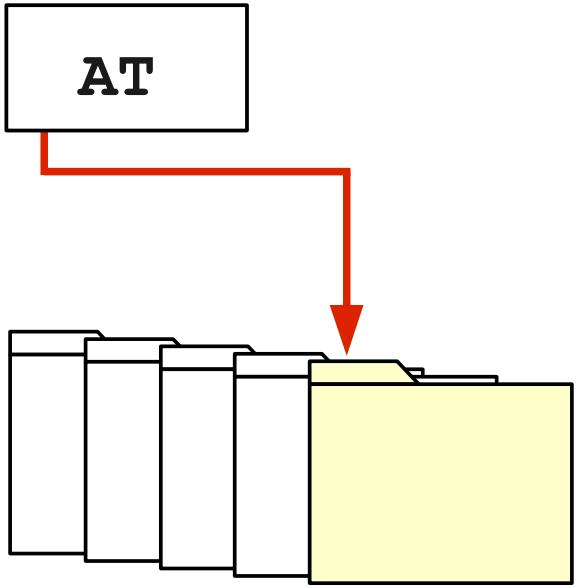


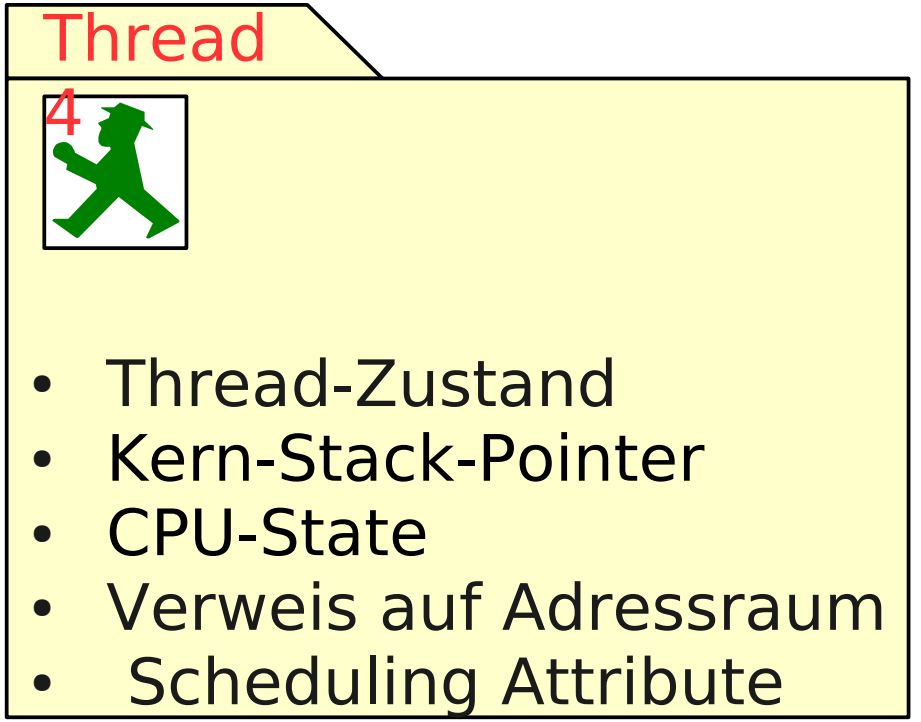


Thread-Umschaltung

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

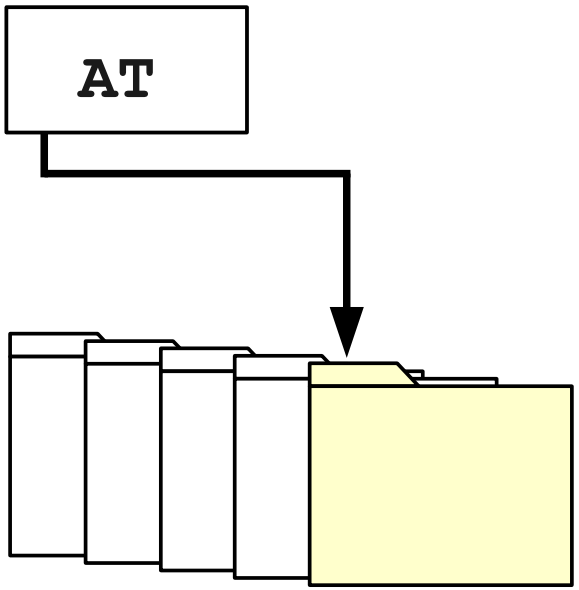


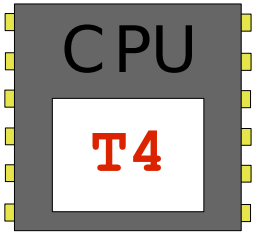


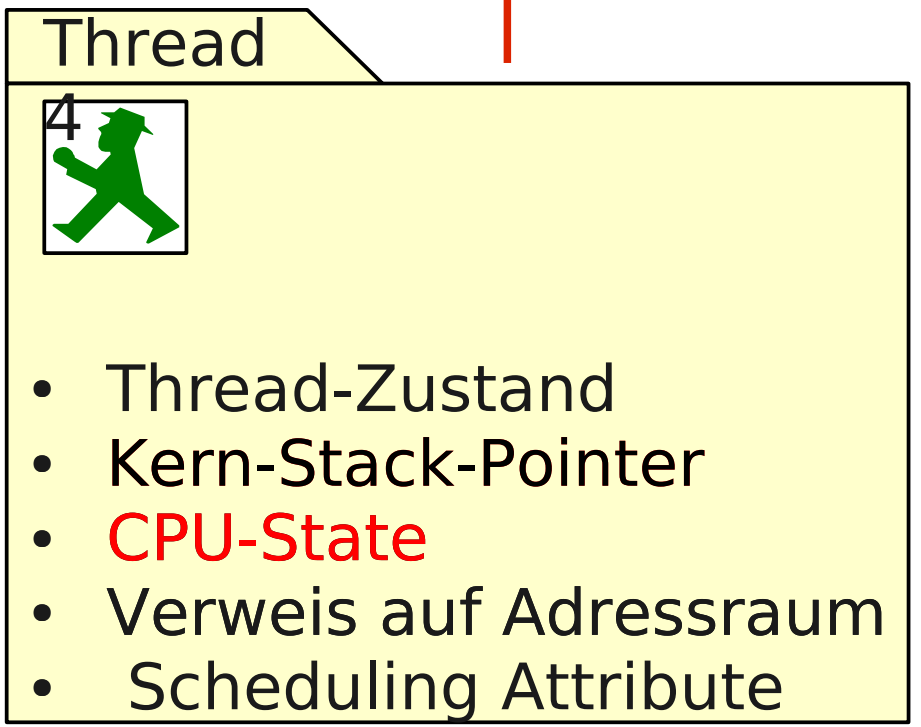


Thread-Umschaltung

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

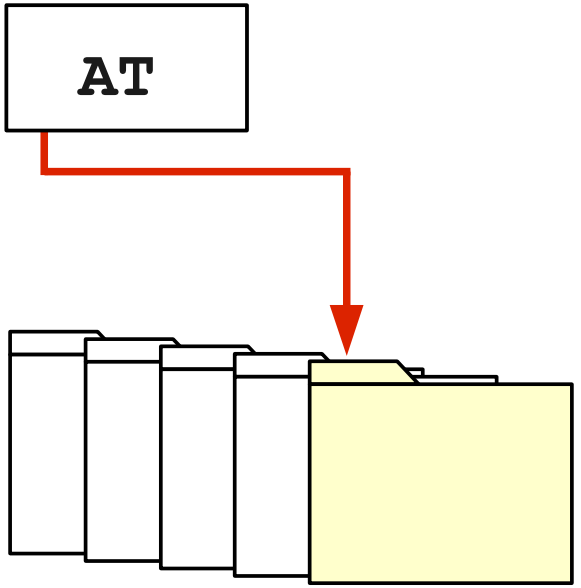






Thread-Erzeugung

```
switchto(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

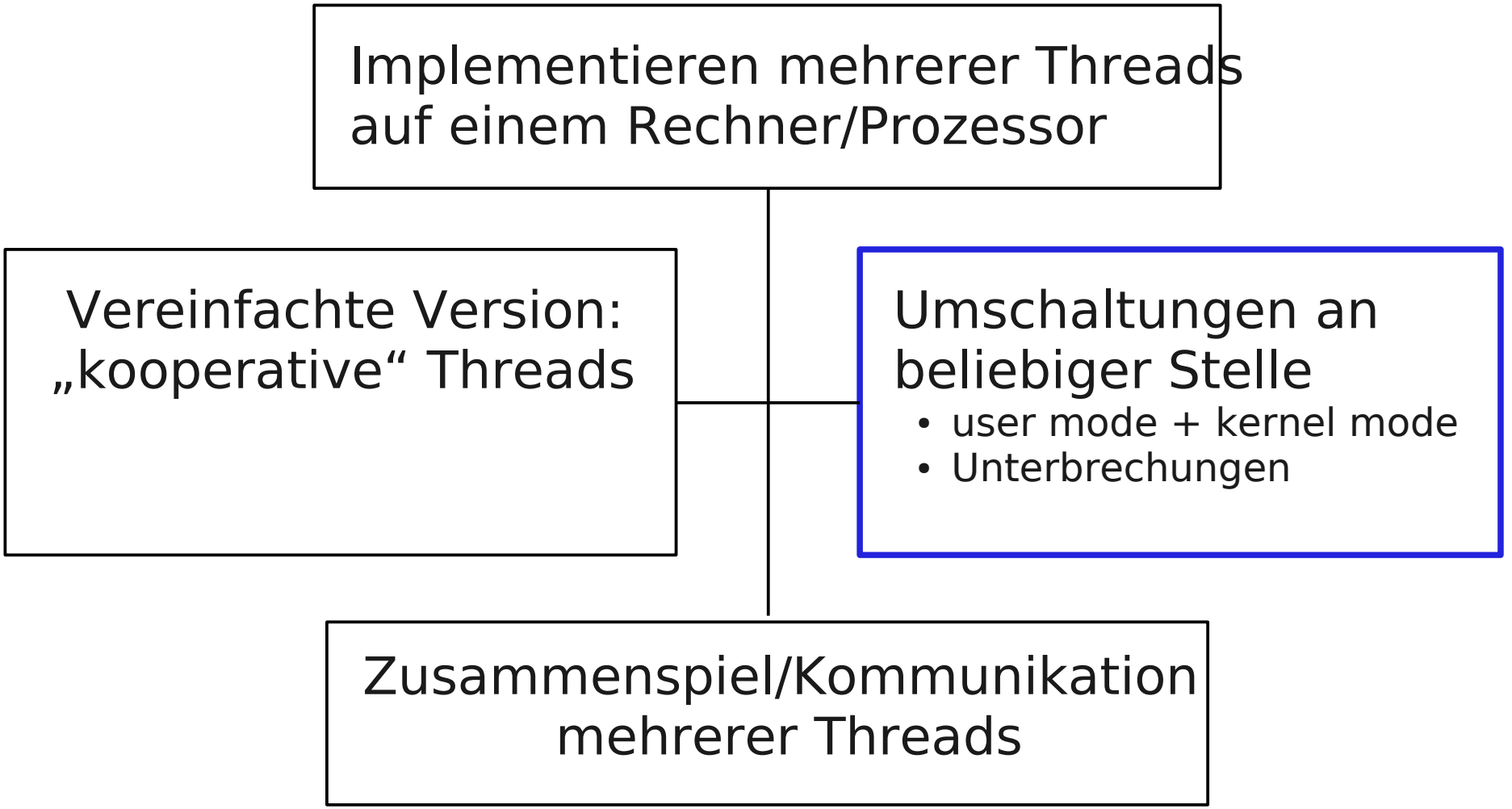
Ausblick: Scheduling

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 am Ende dieses Kapitels

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)

- Gerätesteuerung (Controller) löst Unterbrechung aus
- CPU erkennt Anliegen 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)

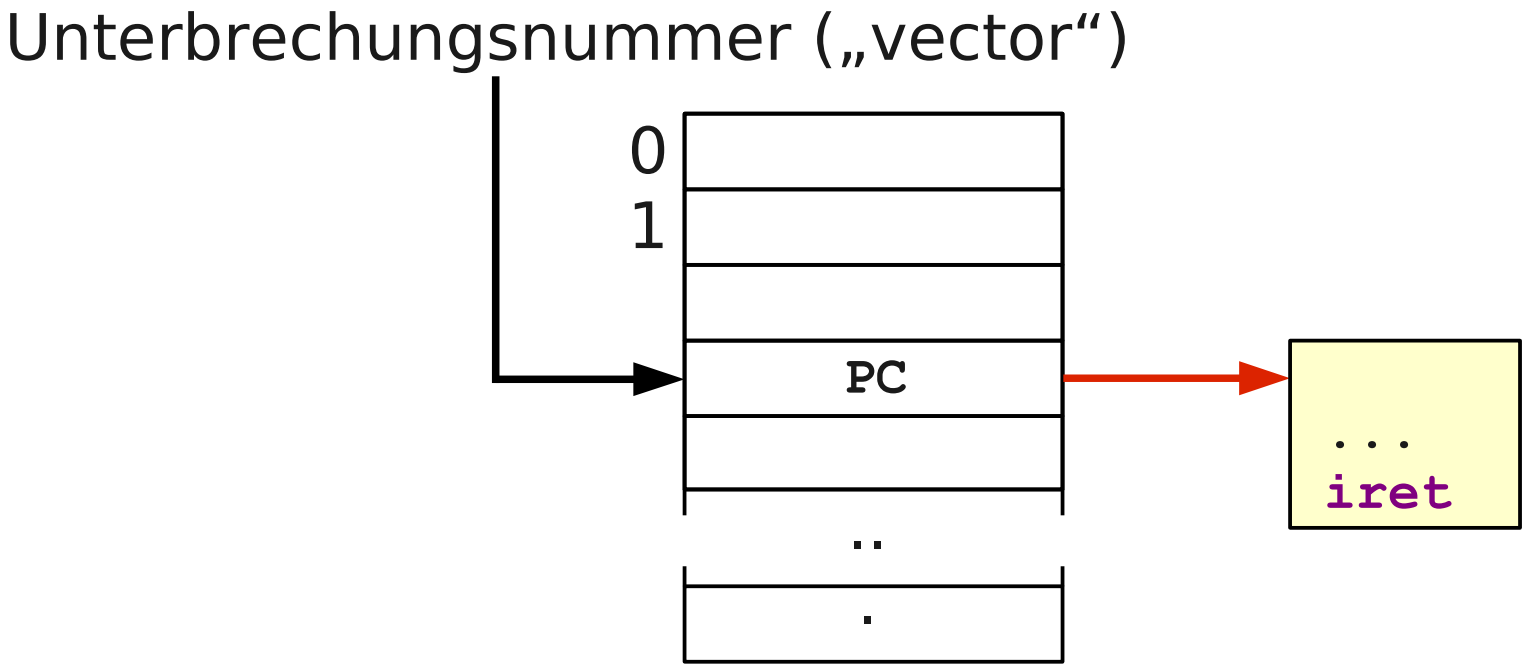
Fortsetzung per SW im BS-Kern

- 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)

Erfordernisse für Unterbrechungen

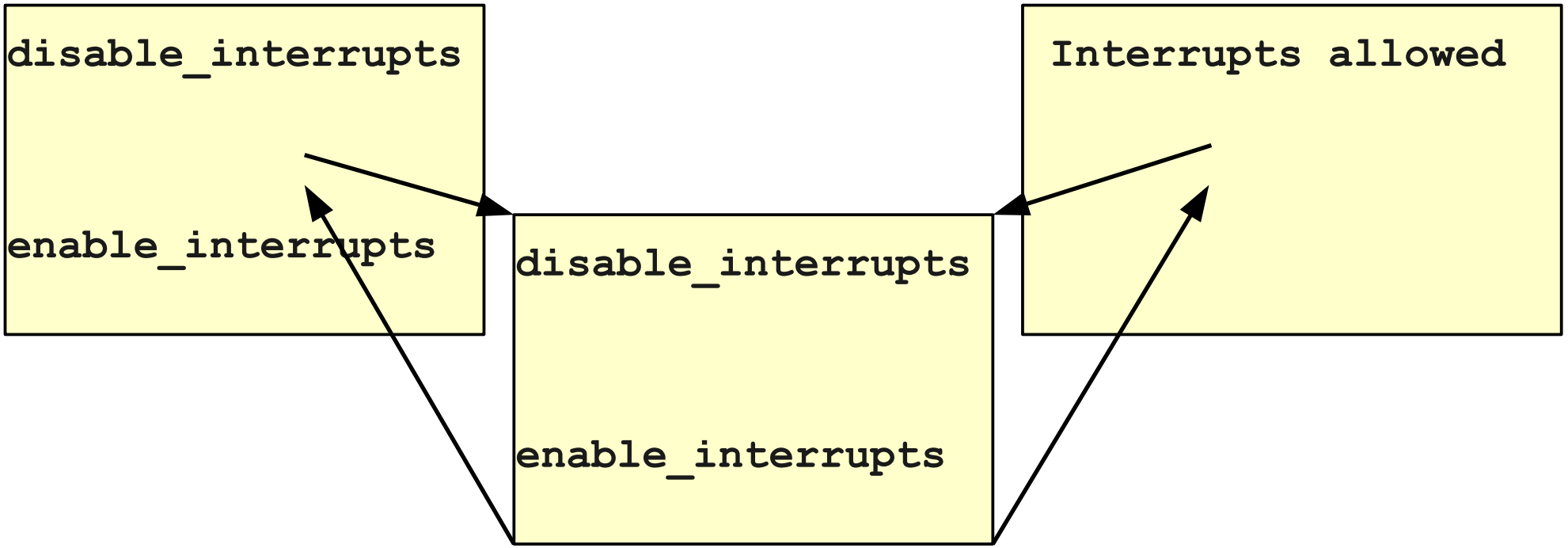
- Unterbrechungsprioritäten
  - ➔ legen fest, welche Unterbrechung welche Unterbrechungsbehandlung unterbrechen darf
- Sperren und Entsperren von Unterbrechungen

  Steuerung: Flag in Prozessor-Steuer-Register (X86: „flags“)

  special instructions:
  cli „clear interrupt“ disallow interrupts
  sti „set interrupt“ allow interrupts

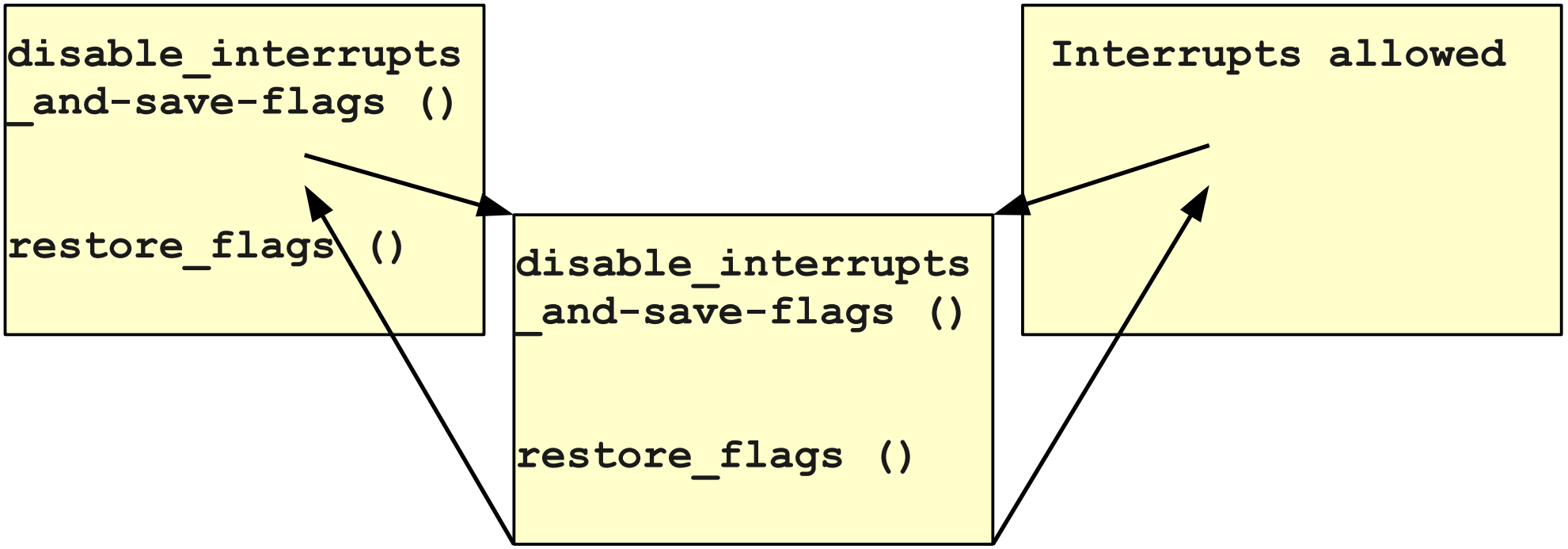
  auch per load/store Instruktionen:
  push_flags/pop_flags

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, dass BS-Kern sorgfältig konstruiert ist

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

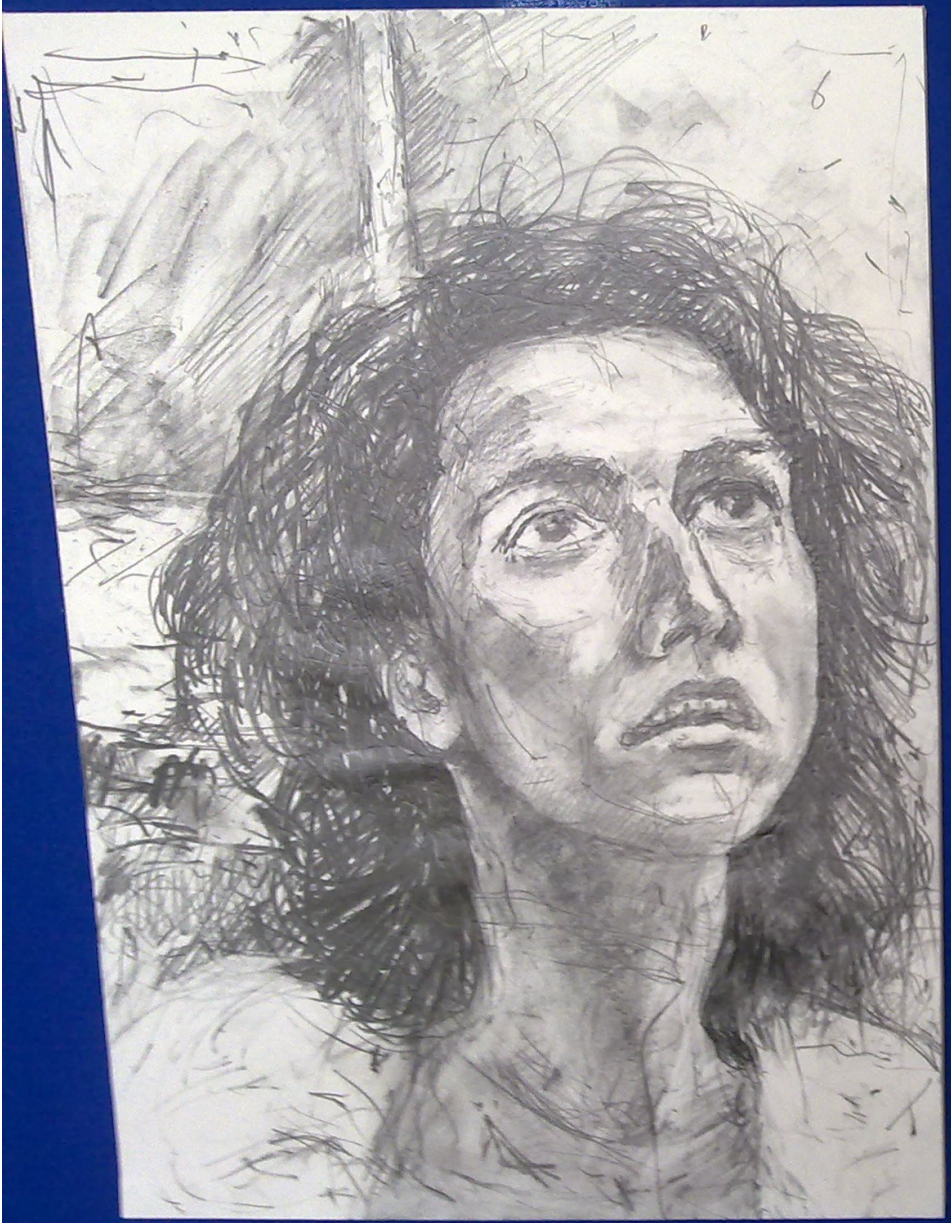
→ Kritischer Abschnitt

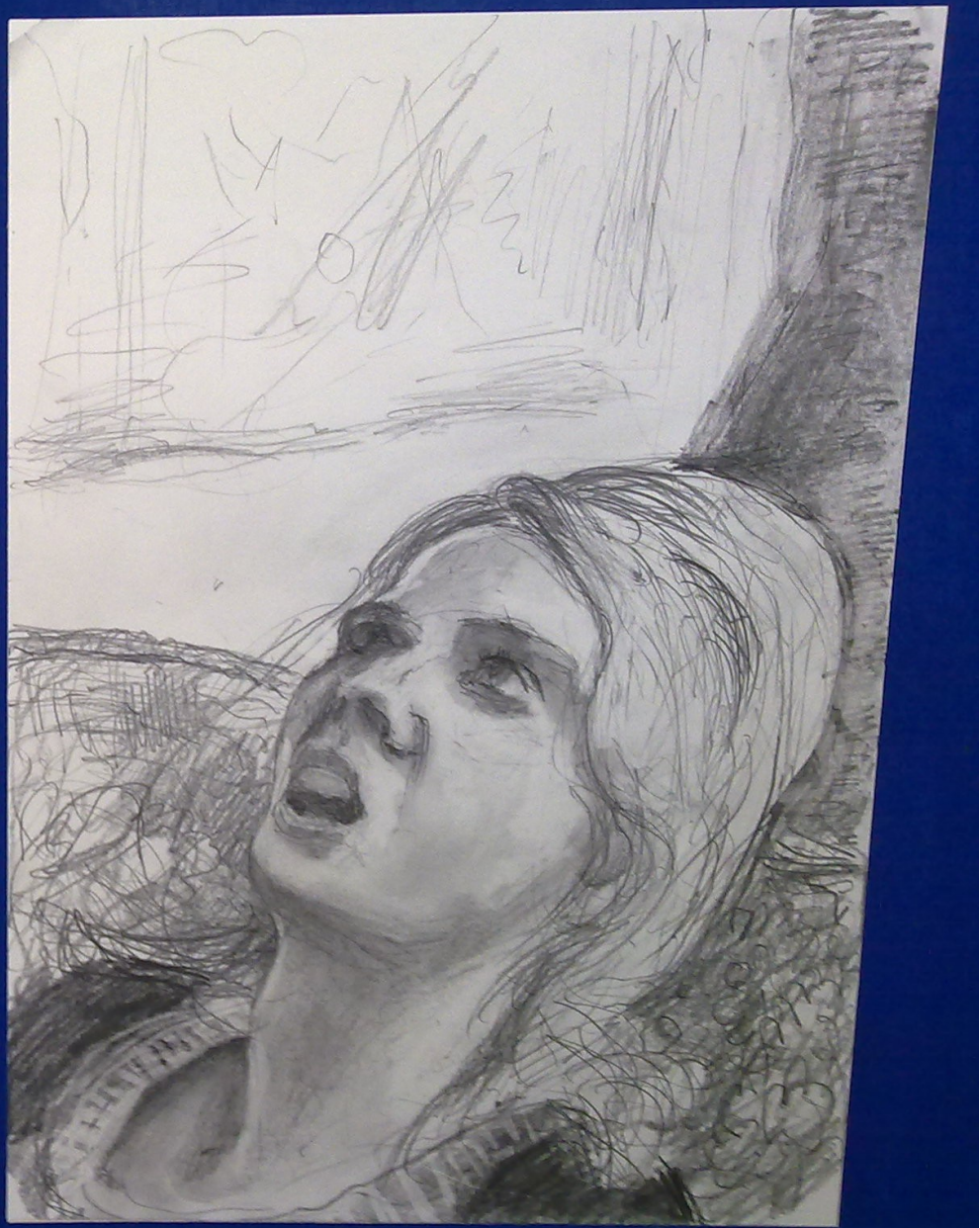
Die Lösung: Wechselseitiger Ausschluß und dessen Durchsetzung

- mit/ohne HW-Unterstützung
- im Ein-/Mehrprozessor-Fall
- mit/ohne busy waiting

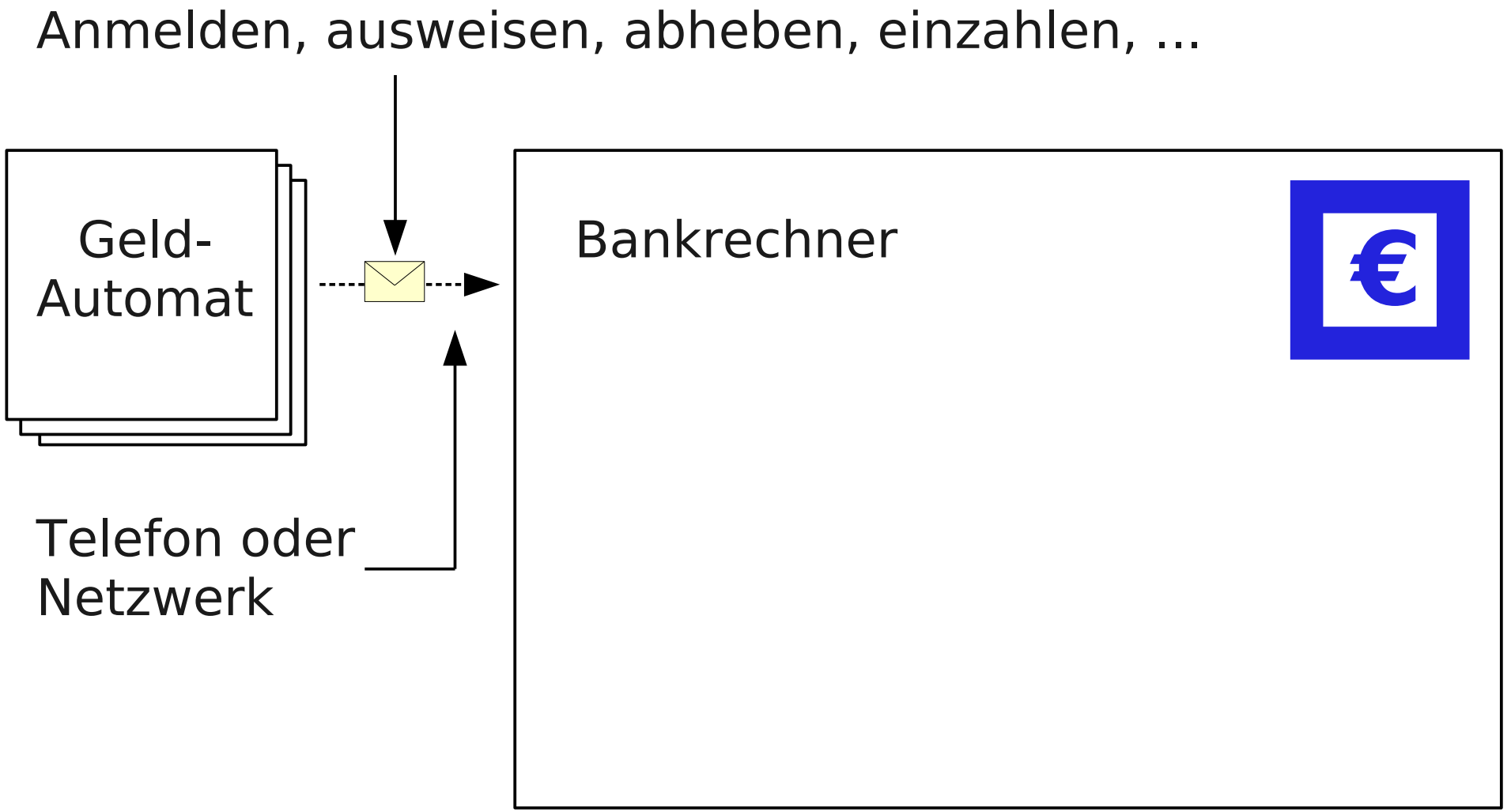
Grundsatz

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



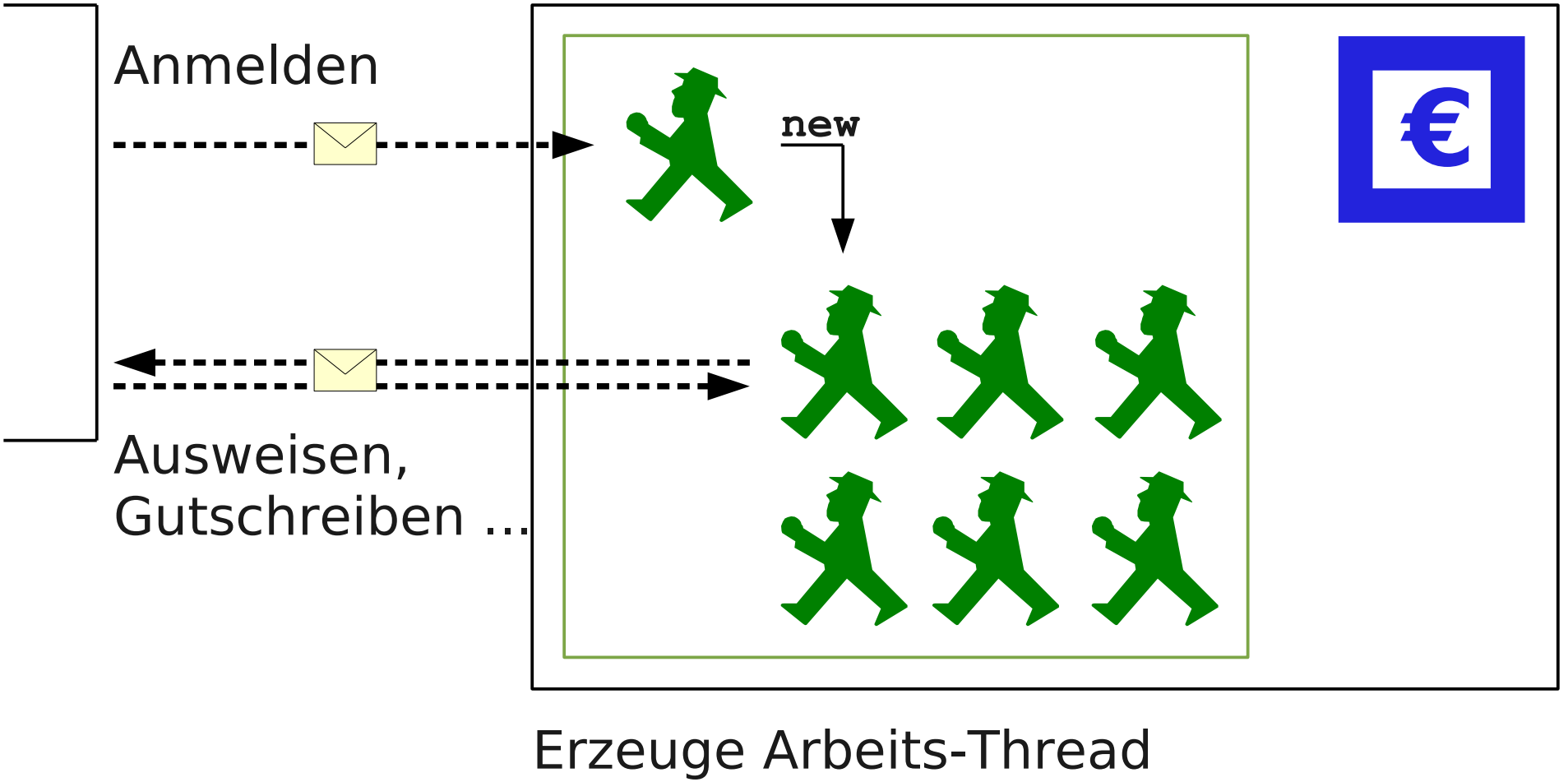


Beispiel Geldautomat

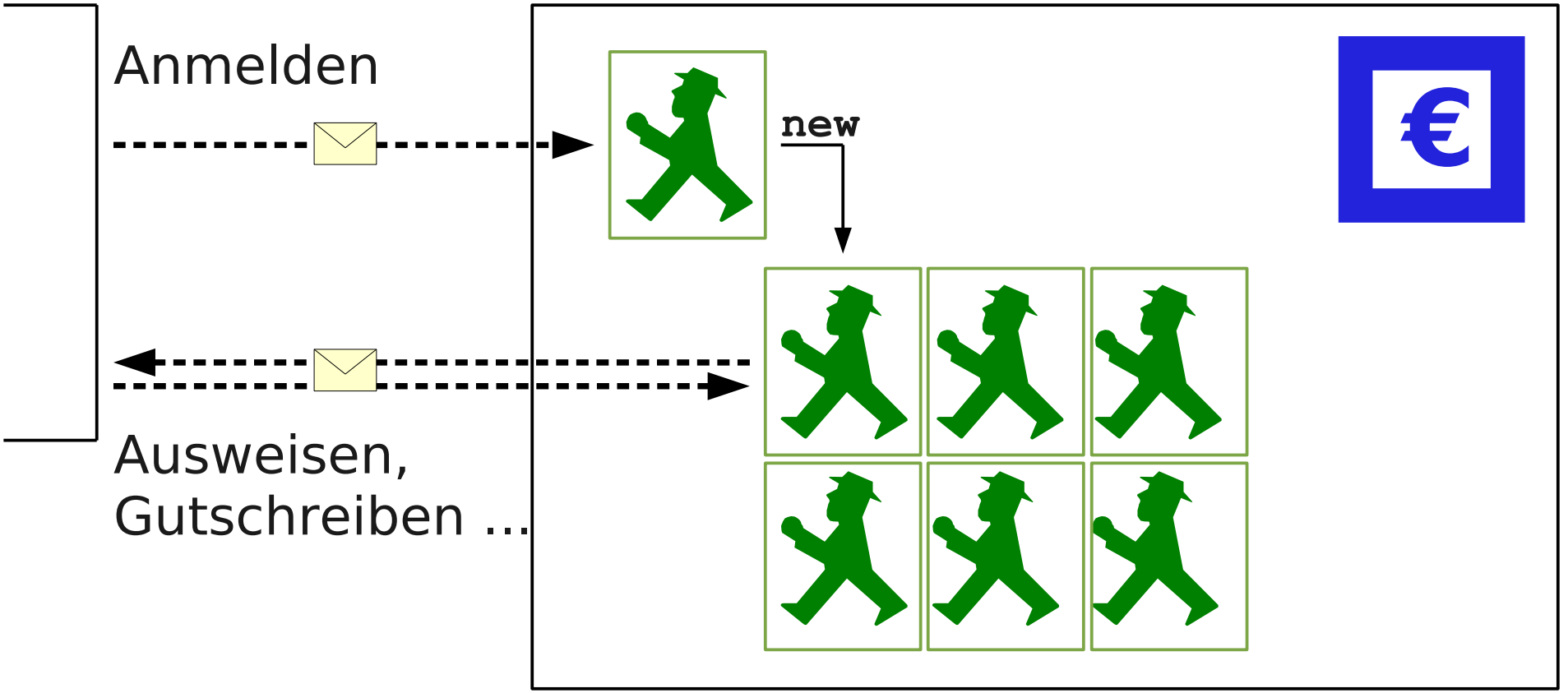


(grob nach Nichols, Buttlar, Farell)

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`**