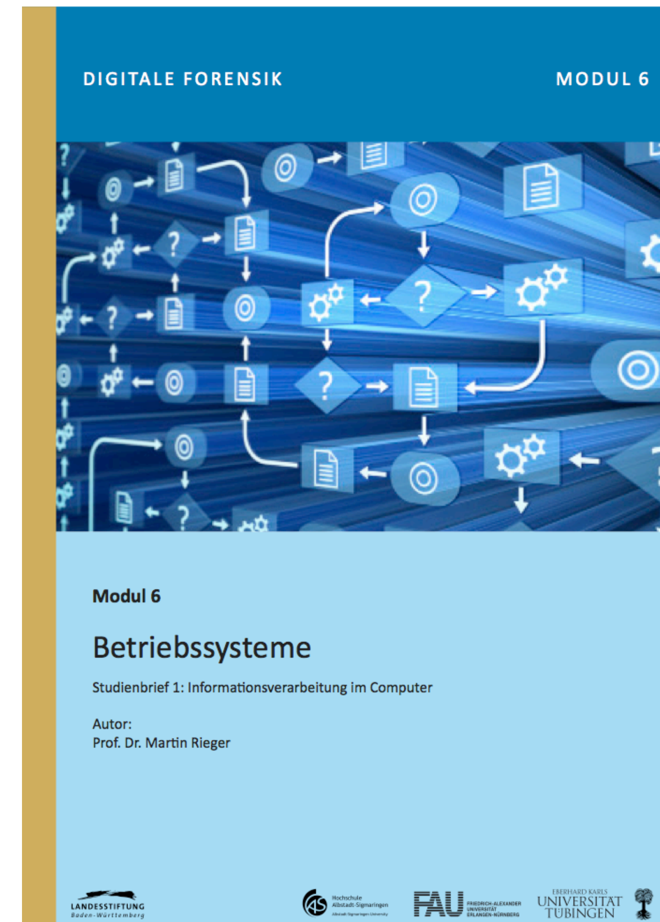
Hochschule
Albstadt-Sigmaringen
Albstadt-Sigmaringen University

Betriebssysteme

SS 2012

Hans-Georg Eßer
Dipl.-Math., Dipl.-Inform.



SB 2 (15.04.2012)
Prozesse, Prozesssynchronisation und Prozesskommunikation

Studienbrief 2

- Interrupts
- Prozesse und Threads (nur Linux)
- Scheduling (Prozesszuteilungsstrategien)
- Interprozesskommunikation (IPC)
- Dateisystem /proc (Linux)

Übersicht

- Motivation: Interrupts vs. Polling
- Interrupts unter Linux: „top half“, „bottom half“

Motivation (1)

- Festplattenzugriff ca. um Faktor 1.000.000 langsamer als Ausführen einer CPU-Anweisung
- Naiver Ansatz für Plattenzugriff:

```
naiv () {
  rechne (500 ZE);
  sende_anfrage_an (disk);
  antwort = false;
  while ( ! antwort ) {
    /* diese Schleife rechnet 1.000.000 ZE lang */
    antwort = test_ob_fertig (disk);
  }
  rechne (500 ZE);
  return 0;
}
```

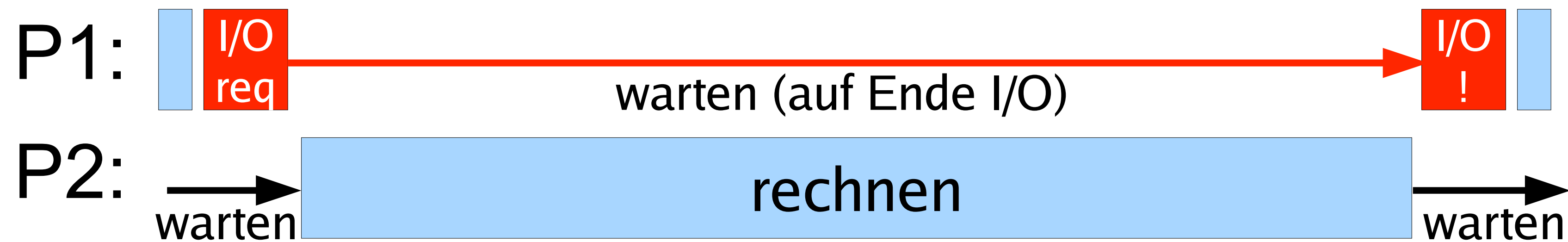
Motivation (2)

- Naiver Ansatz heißt „Pollen“: in Dauerschleife ständig wiederholte Geräteabfrage
- Pollen verbraucht sehr viel Rechenzeit:

- Besser wäre es, in der Wartezeit etwas anderes zu tun
- Auch bei Parallelbearbeitung mehrerer Prozesse: Polling immer noch ungünstig

Motivation (3)

- Idee: Prozess, der I/O-Anfrage gestartet hat, solange schlafen legen, bis die Anfrage bear-beitet ist – in der Zwischenzeit was anderes tun



- Woher weiß das System,
  - wann die Anfrage bearbeitet ist, also
  - wann der Prozess weiterarbeiten kann?

Motivation (4)

- Lösung: Interrupts – bestimmte Ereignisse können den „normalen“ Ablauf unterbrechen
- Nach jeder ausgeführten CPU-Anweisung prüfen, ob es einen Interrupt gibt

Interrupt-Klassen

- **I/O (Eingabe/Ausgabe, asynchr. Interrupts)**
  Meldung vom I/O-Controller: „Aktion ist abge-schlossen"
- **Timer**
- **Hardware-Fehler**
  Stromausfall, RAM-Paritätsfehler
- **Software-Interrupts (Exceptions, Traps, synchrone Interrupts)**
  Falscher Speicherzugriff, Division durch 0, unbekannte CPU-Instruktion, ...

Interrupts: Vor- und Nachteile

Vorteile

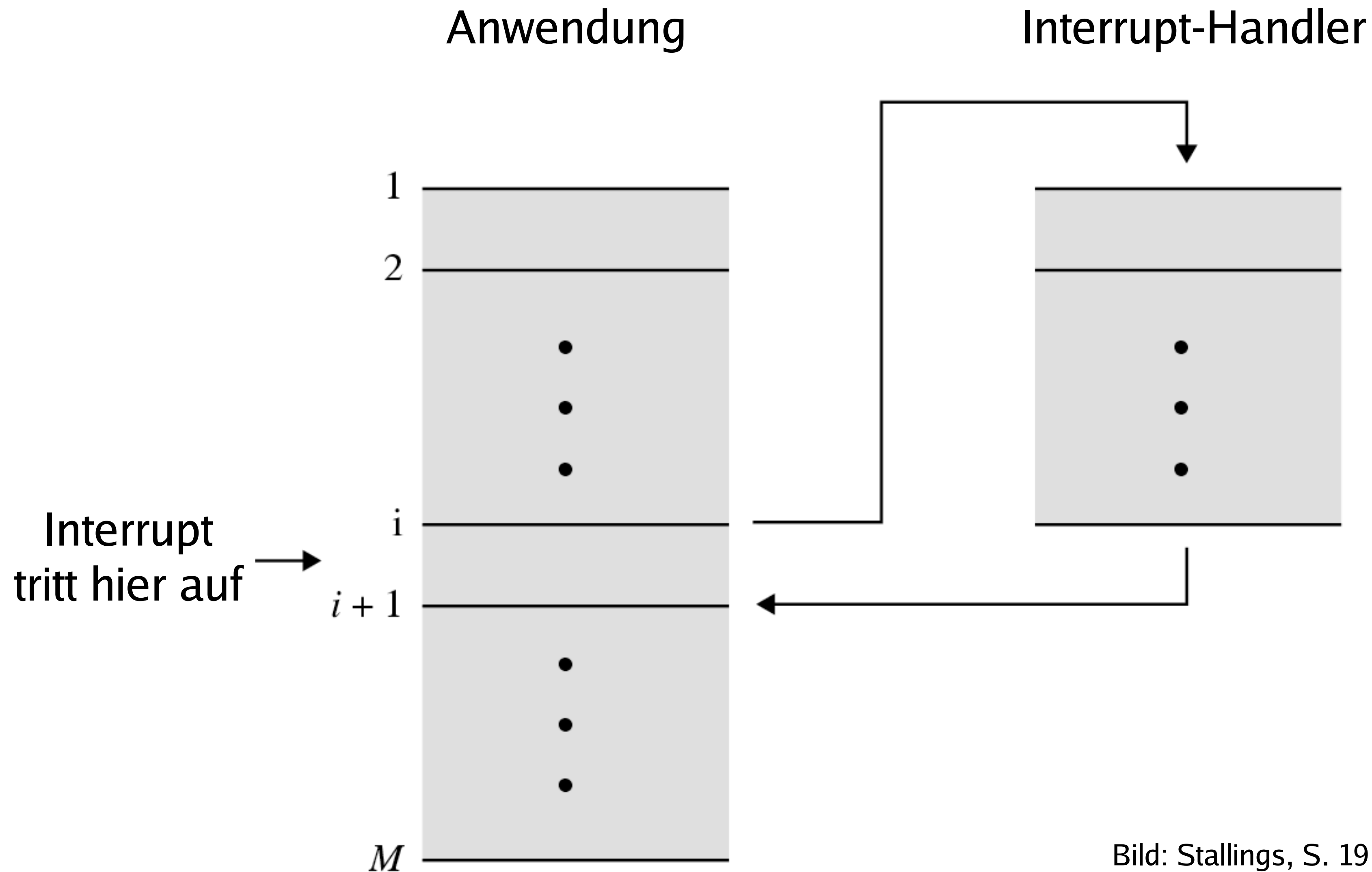
- **Effizienz**
  I/O-Zugriff sehr langsam → sehr lange Wartezeiten, wenn Prozesse warten, bis I/O abgeschlossen ist
- **Programmierlogik**
  Nicht immer wieder Gerätestatus abfragen (Polling), sondern abwarten, bis passender Interrupt kommt

Nachteile

- **Mehraufwand**
  Kommunikation mit Hardware wird komplexer, Instruction Cycle erhält zusätzlichen Schritt

Hochschule Albstadt-Sigmaringen
Albstadt-Sigmaringen University

Interrupt-Bearbeitung (1)



Interrupt-Bearbeitung (2)

Grundsätzlich

- Interrupt tritt auf
- Laufender Prozess wird (nach aktuellem Befehl) unterbrochen, BS übernimmt Kontrolle
- BS speichert Daten des Prozesses (wie bei Prozesswechsel ➞ Scheduler)
- BS ruft Interrupt-Handler auf
- Danach: Scheduler wählt Prozess aus, der weiterarbeiten darf (z. B. den unterbrochenen)

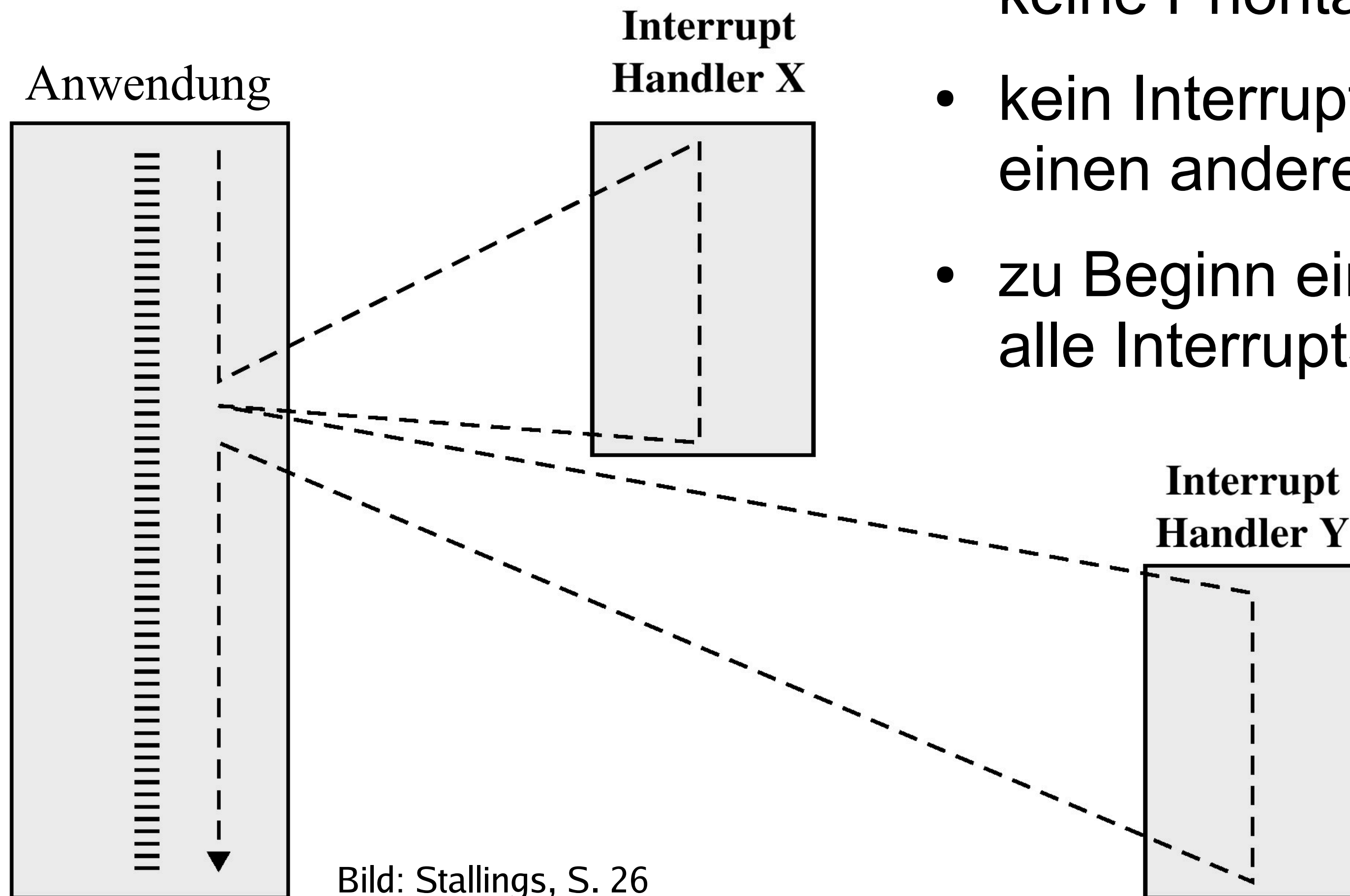
Interrupt-Bearbeitung (3)

Was tun bei Mehrfach-Interrupts?

Drei Möglichkeiten

- Während Abarbeitung eines Interrupts alle weiteren ausschließen (DI, disable interrupts)
  → Interrupt-Warteschlange
- Während Abarbeitung andere Interrupts zulassen
- Interrupt-Prioritäten: Nur Interrupts mit höherer Priorität unterbrechen solche mit niedrigerer

Mehrfach-Interrupts (1)



- Alle Interrupts „gleichwertig“, keine Prioritäten
- kein Interrupt unterbricht einen anderen
- zu Beginn einer Int.-Routine alle Interrupts abschalten

Mehrfach-Interrupts (2)

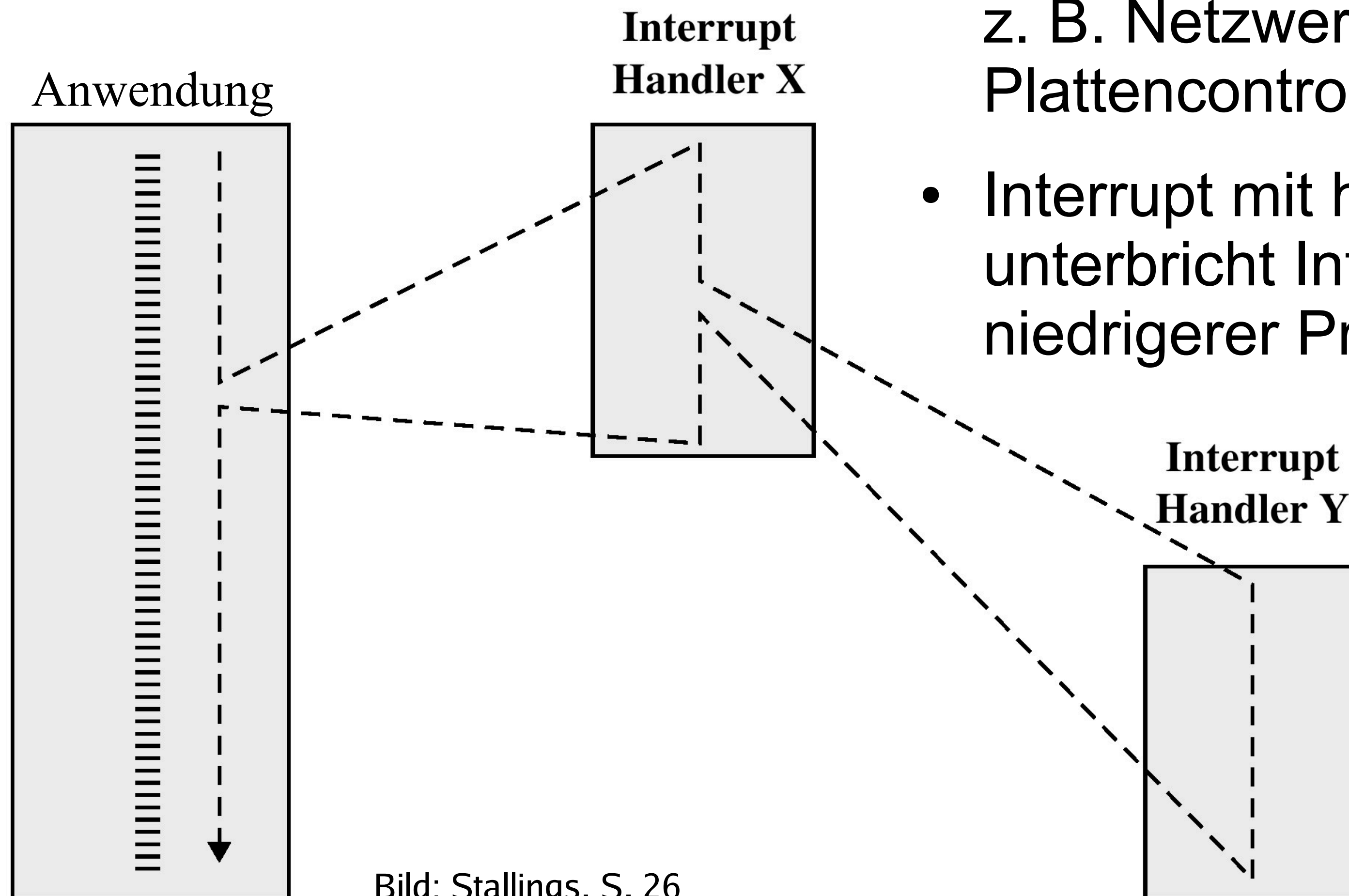


Bild: Stallings, S. 26

- Interrupts haben Prioritäten, z. B. Netzwerkkarte > Plattencontroller
- Interrupt mit hoher Priorität unterbricht Interrupt mit niedrigerer Priorität

I/O-lastig vs. CPU-lastig (1)

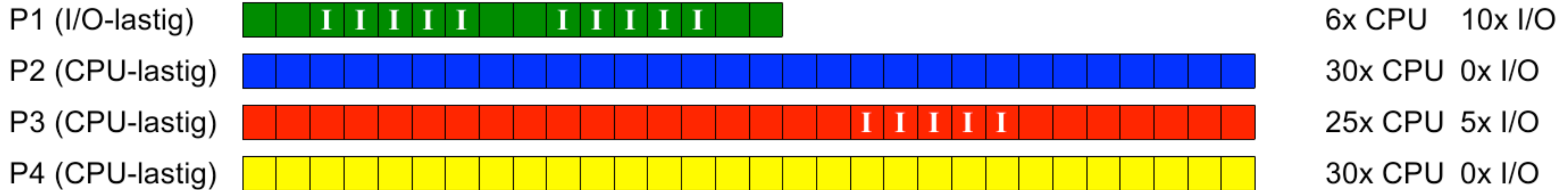
- **CPU-lastiger Prozess**
  - Prozess benötigt überwiegend CPU-Rechenzeit und vergleichsweise wenig I/O-Operationen
  - Längere Rechenphasen werden nur gelegentlich durch I/O-Wartezeiten unterbrochen
- **I/O-lastiger Prozess**
  - Prozess führt viele I/O-Operationen durch und benötigt vergleichsweise wenig Rechenzeit
  - Sehr kurze Rechenphasen wechseln sich mit häufigen Wartezeiten auf I/O ab

I/O-lastig vs. CPU-lastig (2)

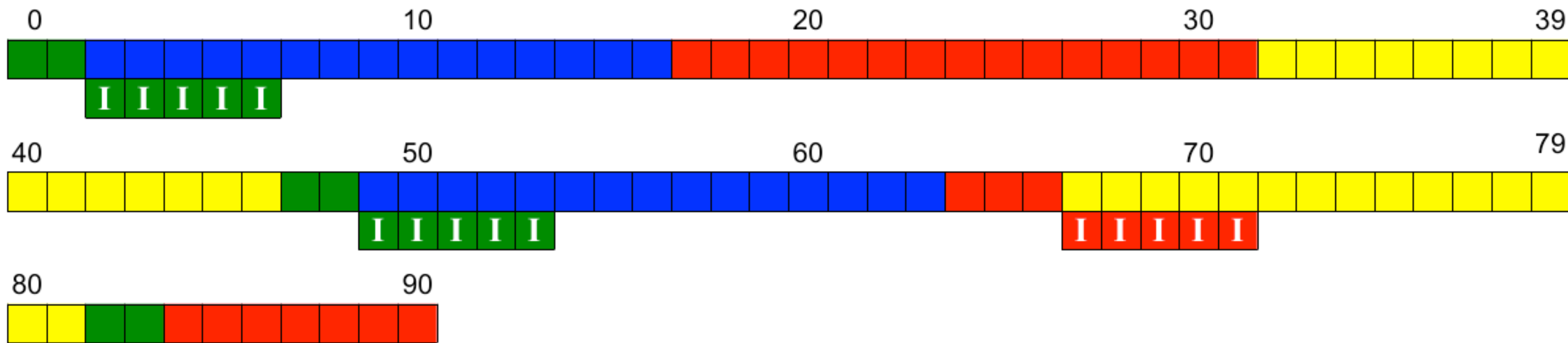
Multitasking und Interrupts

- Multitasking verbessert CPU-Nutzung:
  - I/O-lastiger Prozess wartet auf I/O-Events,
  - CPU-lastiger Prozess rechnet weiter
- Prozess stößt I/O-Operation an und legt sich schlafen (wartet auf Signal)
- optimale Performance: gute Mischung I/O- und CPU-lastiger Prozesse

I/O-lastig vs. CPU-lastig (3)



Ausführreihenfolge mit Round Robin, Zeitquantum 15:



Prozess	CPU-Zeit	I/O-Zeit	Summe	Laufzeit	Wartezeit *)
P1	6	10	16	84	68
P2	30	0	30	64	34
P3	25	5	30	91	61
P4	30	0	30	82	52

Interrupts unter Linux

```
[esser@server ~]$ cat /proc/interrupts
           CPU0
  0: 3353946487          XT-PIC  timer
  2:          0          XT-PIC  cascade
  3:       4663          XT-PIC  NVidia CK804
  5:  159275991          XT-PIC  ohci1394, nvidia
  7:     971775          XT-PIC  hsfpcibasic2
  8:          2          XT-PIC  rtc
  9:          0          XT-PIC  acpi
 10:      31052          XT-PIC  libata, ohci_hcd
 11:  197906977          XT-PIC  libata, ehci_hcd
 12:   16904921          XT-PIC  eth0
 14:   60349322          XT-PIC  ide0
NMI:          0
LOC:          0
ERR:          0
MIS:          0
```

Moderne Maschine mit vier Cores

```
[esser@quad:~]$ cat /proc/interrupts
           CPU0       CPU1       CPU2       CPU3
  0:       5224          3          1          1   IO-APIC-edge      timer
  1:     298114        774        793        793   IO-APIC-edge      i8042
  3:          9          8          6          9   IO-APIC-edge
  4:          8          9          8          6   IO-APIC-edge
  8:          0          0          0          1   IO-APIC-edge      rtc0
  9:          0          0          0          0   IO-APIC-fasteoi   acpi
 12:    3070145      16539      16542      16485   IO-APIC-edge      i8042
 16:    2760924        881        904        886   IO-APIC-fasteoi   uhci_hcd:usb1, nvidia
 18:   24122388       6538       6698       6647   IO-APIC-fasteoi   ehci_hcd:usb6, uhci_hcd:usb7
 19:        281         28         27         10   IO-APIC-fasteoi   uhci_hcd:usb3, uhci_hcd:usb5
 21:      22790          0          0          0   IO-APIC-fasteoi   uhci_hcd:usb2
 22:    7786588   10464141    8251870    8439964   IO-APIC-fasteoi   HDA Intel
 23:        899          0          1          1   IO-APIC-fasteoi   uhci_hcd:usb4, ehci_hcd:usb8
221:    9519152   10751650    9745810   10326363   PCI-MSI-edge      eth0
222:   14462926      38205      38095      38178   PCI-MSI-edge      ahci
NMI:          0          0          0          0   Non-maskable interrupts
LOC:  724999305  786034088  748693018  748218173   Local timer interrupts
RES:    5334382    3576152    3464671    3357556   Rescheduling interrupts
CAL:    2111668    4233550    4067655    3871450   function call interrupts
TLB:     101757     113319      88752     107777   TLB shootdowns
TRM:          0          0          0          0   Thermal event interrupts
SPU:          0          0          0          0   Spurious interrupts
ERR:          0
MIS:          0
```

Interrupt Handler (1)

Für jedes Gerät:

- Interrupt Request (IRQ) Line
- Interrupt Handler (Interrupt Service Routine, ISR) → Teil des Gerätetreibers
- C-Funktion
- läuft in speziellem Context (Interrupt Context)
- „top half“ und „bottom half“

Interrupt Handler (2)

„top half" und „bottom half"

top half

- Interrupt handler
- startet sofort, erledigt zeitkritische Dinge
- bestätigt (der Hardware) den Erhalt des Interrupts, setzt Gerät zurück etc.
- Alles andere → bottom half

bottom half

- startet später, macht die eigentliche Arbeit

Interrupt Handler (3)

Wichtig: In welchem Context läuft was?

- **User Context:** unterbrechbar (HW oder SW interrupts), kann system calls aufrufen,
- **Process Context:** nach Software Interrupt aus User Context, läuft im Kernel, Daten zwischen Kernel- und Prozessspeicher übertragen, nur durch HW-Interrupt unterbrechbar
- **Kernel Context:** Funktionen des Kernels, kein Datenaustausch zwischen Kernel- und User-Space, nur durch HW-Interrupt unterbrechbar
- **Interrupt Context:** Software- und Hardware-Interrupts

Interrupt Handler (4)

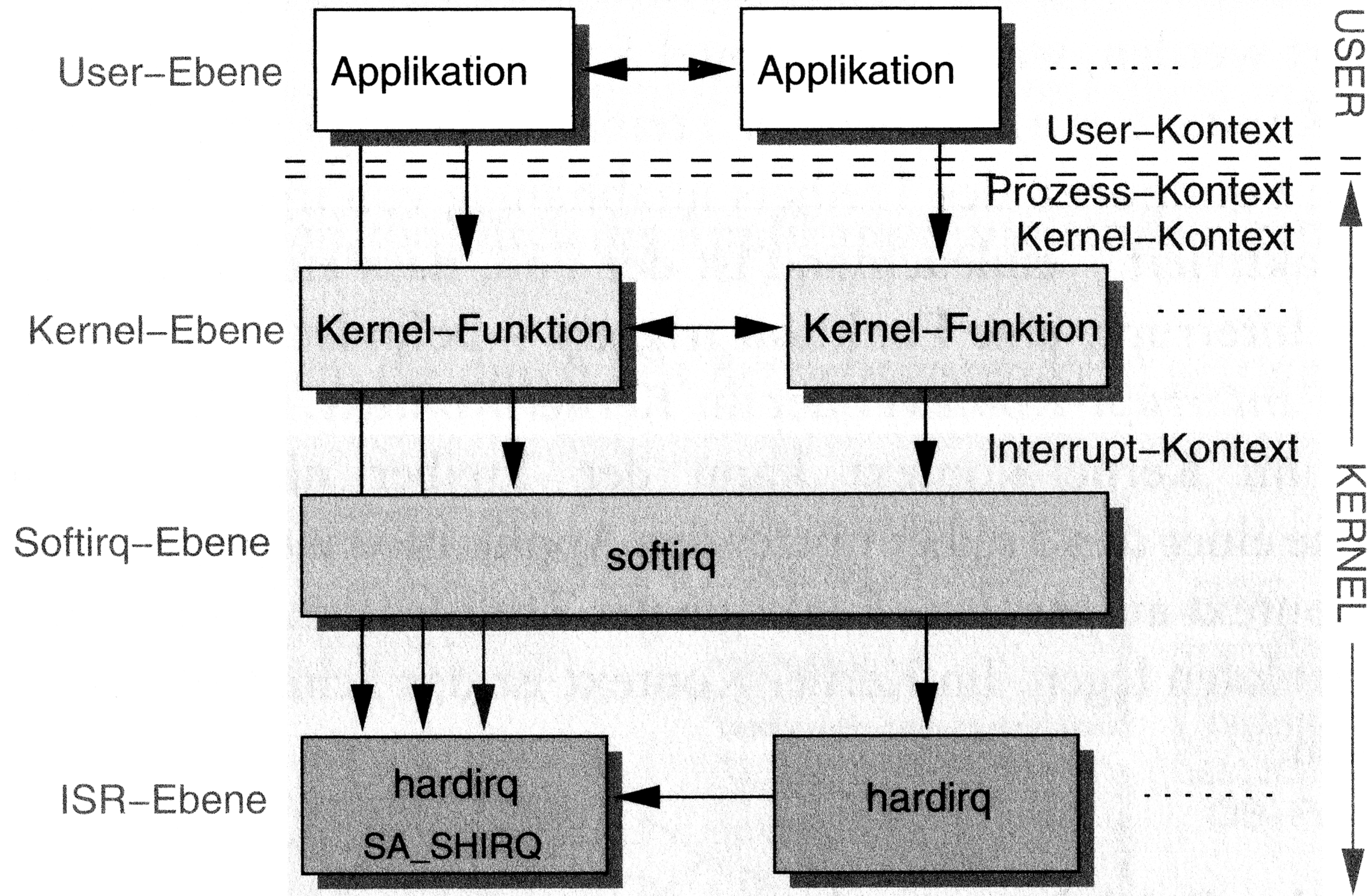


Bild: Quade/Kunst, S. 20

Interrupt Handler (5)

Top und bottom half / Tasklet

Bottom half heißt im Linux-Kernel
(seit Version 2.6) **Tasklet**

- Interrupt Service Routine (top half) erledigt das Wichtigste (zeitkritische Dinge), erzeugt Tasklet und beendet sich – dabei sind Interrupts gesperrt
- Tasklets führen längere Berechnungen durch, die zur Interrupt-Verarbeitung gehören – dabei sind Interrupts zugelassen

Interrupt Handler (6)

Tasklets

- Tasklet ist kein Prozess (struct tasklet_struct), läuft direkt im Kernel; im Interrupt-Context
- Zwei Prioritäten:
  – *tasklet_hi_schedule*: startet direkt nach ISR
  – *tasklet_schedule*: startet erst, wenn kein anderer Soft IRQ mehr anliegt

Interrupt Handler (7)

Mehr Informationen:

[1] Linux Kernel 2.4 Internals, Kapitel 2,
http://www.faqs.org/docs/kernel_2_4/lki-2.html

[2] J. Quade, E.-K. Kunst: „Linux-Treiber entwickeln“,
dpunkt-Verlag,
http://ezs.kr.hsnr.de/TreiberBuch/html/

2.3.4 Prozesse/Threads unter Unix

Übersicht

- Prozesse unter Linux (fork, exec, wait)
- Threads unter Linux (pthread)
- Prozesse und Threads aus Linux-Kernel-Sicht

Neuer Prozess: fork ()

```
main() {
  int pid = fork();   /* Sohnprozess erzeugen */
  if (pid == 0) {
    printf("Ich bin der Sohn, meine PID ist %d.\n", getpid() );
  }
  else {
    printf("Ich bin der Vater, mein Sohn hat die PID %d.\n", pid);
  }
}
```

Prozesse und Threads erzeugen (2/11)

Anderes Programm starten: `fork + exec`

```
main() {
  int pid=fork();    /* Sohnprozess erzeugen */
  if (pid == 0) {
       /* Sohn startet externes Programm */
       execl( "/usr/bin/gedit", "/etc/fstab", (char *) 0 );
     }
  else {
       printf("Es sollte jetzt ein Editor starten...\n");
     }
}
```

Andere Betriebssysteme oft nur: „spawn“

```
main() {
  WinExec("notepad.exe", SW_NORMAL);   /* Sohn erzeugen */
}
```

→ oder `CreateProcess()`, siehe Skript

Warten auf Sohn-Prozess: **wait ()**

```
#include <unistd.h>            /* sleep()                                  */

main()
{
  int pid=fork();              /* Sohnprozess erzeugen                     */
  if (pid == 0)
     {
       sleep(2);               /* 2 sek. schlafen legen                    */
       printf("Ich bin der Sohn, meine PID ist  %d\n", getpid() );
     }
  else
     {
       printf("Ich bin der Vater, mein Sohn hat die PID  %d\n", pid);
       wait();                 /* auf Sohn warten */
     }
}
```

Prozesse und Threads erzeugen (4/11)

Wirklich mehrere Prozesse:

Nach `fork ()` zwei Prozesse in der Prozessliste

```
> pstree | grep simple
   ... -bash---simplefork---simplefork

> ps w | grep simple
25684 pts/16 S+       0:00 ./simplefork
25685 pts/16 S+       0:00 ./simplefork
```

Prozesse und Threads erzeugen (5/11)

Linux: `pthread`-Bibliothek (POSIX Threads)

	Thread	Prozess
Erzeugen	`pthread_create()`	`fork()`
Auf Ende warten	`pthread_join()`	`wait()`

- Bibliothek einbinden:
```
#include <pthread.h>
```
- Kompilieren:
```
gcc -lpthread -o prog prog.c
```

Prozesse und Threads erzeugen (6/11)

- Neuer Thread:
  `pthread_create()` erhält als Argument eine Funktion, die im neuen Thread läuft.
- Auf Thread-Ende warten:
  `pthread_join()` wartet auf einen *bestimmten* Thread.

Prozesse und Threads erzeugen (7/11)

1. Thread-Funktion definieren:

```
void *thread_funktion(void *arg) {
  ...
  return ...;
}
```

2. Thread erzeugen:

```
pthread_t thread;

if ( pthread_create( &thread, NULL,
     thread_funktion, NULL) ) {
    printf("Fehler bei Thread-Erzeugung.\n");
    abort();
}
```

Prozesse und Threads erzeugen (8/11)

```
#include <pthread.h>
#include <stdlib.h>
#include <unistd.h>

void *thread_function1(void *arg) {
 int i;
 for ( i=0; i<10; i++ ) {
  printf("Thread 1 sagt Hi!\n");
  sleep(1);
  }
  return NULL;
}

void *thread_function2(void *arg) {
 int i;
 for ( i=0; i<10; i++ ) {
  printf("Thread 2 sagt Hallo!\n");
  sleep(1);
 }
 return NULL;
}

int main(void) {

 pthread_t mythread1;
 pthread_t mythread2;

 if ( pthread_create( &mythread1, NULL,
    thread_function1, NULL) ) {
  printf("Fehler bei Thread-Erzeugung.");
  abort();
 }

 sleep(5);

 if ( pthread_create( &mythread2, NULL,
    thread_function2, NULL) ) {
  printf("Fehler bei Thread-Erzeugung .");
  abort();
 }

 sleep(5);

 printf("bin noch hier...\n");

 if ( pthread_join ( mythread1, NULL ) ) {
  printf("Fehler beim Join.");
  abort();
 }

 printf("Thread 1 ist weg\n");

 if ( pthread_join ( mythread2, NULL ) ) {
  printf("Fehler beim Join.");
  abort();
 }

 printf("Thread 2 ist weg\n");

 exit(0);

}
```

Prozesse und Threads erzeugen (9/11)

Keine „Vater-“ oder „Kind-Threads“

- POSIX-Threads kennen keine Verwandtschaft wie Prozesse (Vater- und Sohnprozess)
- Zum Warten auf einen Thread ist Thread-Variable nötig: `pthread_join (thread, ..)`

Prozesse und Threads erzeugen (10/11)

Prozess mit mehreren Threads:

- Nur ein Eintrag in normaler Prozessliste
- Status: „l“, multi-threaded
- Über `ps -eLf` Thread-Informationen
  - NLWP: Number of light weight processes
  - LWP: Thread ID

```
> ps auxw | grep thread
USER         PID %CPU %MEM    VSZ   RSS TTY        STAT START   TIME COMMAND
esser      12022  0.0  0.0  17976   436 pts/15     Sl+  22:58   0:00
./thread

> ps -eLf | grep thread
UID          PID  PPID   LWP  C NLWP STIME TTY          TIME CMD
esser      12166  4031 12166  0    3 23:01 pts/15   00:00:00 ./thread1
esser      12166  4031 12167  0    3 23:01 pts/15   00:00:00 ./thread1
esser      12166  4031 12177  0    3 23:01 pts/15   00:00:00 ./thread1
```

Prozesse und Threads erzeugen (11/11)

Unterschiedliche Semantik:

- Prozess erzeugen mit `fork ()`
  - erzeugt zwei (fast) identische Prozesse,
  - beide Prozesse setzen Ausführung an gleicher Stelle fort (nach Rückkehr aus `fork`-Aufruf)
- Thread erzeugen mit `pthread_create (..., funktion, ...)`
  - erzeugt neuen Thread, der in die angeg. Funktion springt
  - erzeugender Prozess setzt Ausführung hinter `pthread_create`-Aufruf fort

Prozessliste (1/8)

Kernel unterscheidet nicht zwischen Prozessen und Threads.

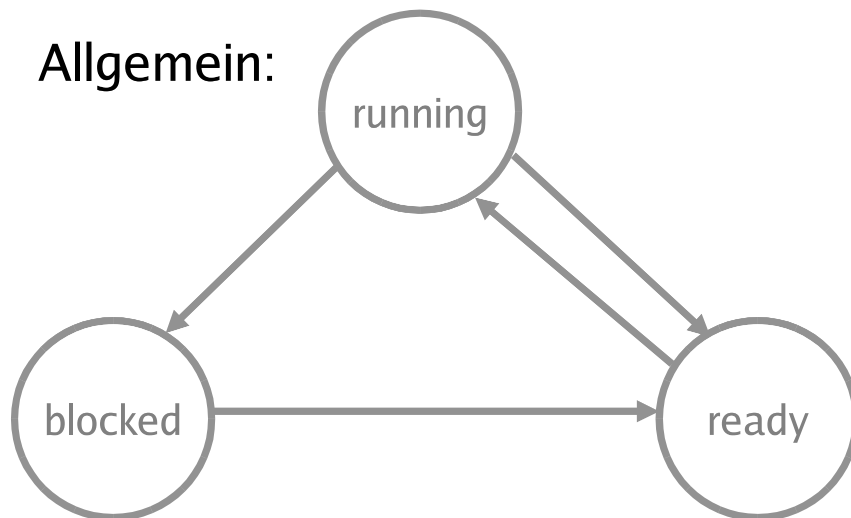
- Doppelt verkettete, ringförmige Liste
- Jeder Eintrag vom Typ `struct task_struct`
- Typ definiert in `include/linux/sched.h`
- Enthält alle Informationen, die Kernel benötigt
- `task_struct`-Definition 132 Zeilen lang!
- Maximale PID: 32767 (short int)

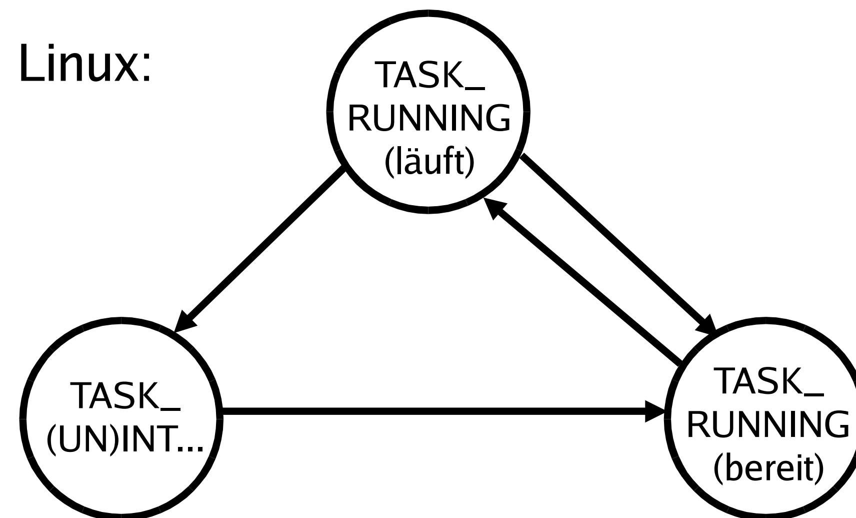
Prozessliste (2/8)

Auszug aus *include/linux/sched.h*:

```
#define TASK_RUNNING              0
#define TASK_INTERRUPTIBLE        1
#define TASK_UNINTERRUPTIBLE      2
#define TASK_STOPPED              4
#define TASK_TRACED               8
/* in tsk->exit_state */
#define EXIT_ZOMBIE               16
#define EXIT_DEAD                 32
/* in tsk->state again */
#define TASK_NONINTERACTIVE       64
#define TASK_DEAD                 128
```

- TASK_RUNNING: ready <u>oder</u> running
- TASK_INTERRUPTIBLE: entspricht blocked
- TASK_UNINTERRUPTIBLE: auch blocked
- TASK_STOPPED: angehalten (z. B. von einem Debugger)
- TASK_ZOMBIE: beendet, aber Vater hat Rückgabewert nicht gelesen

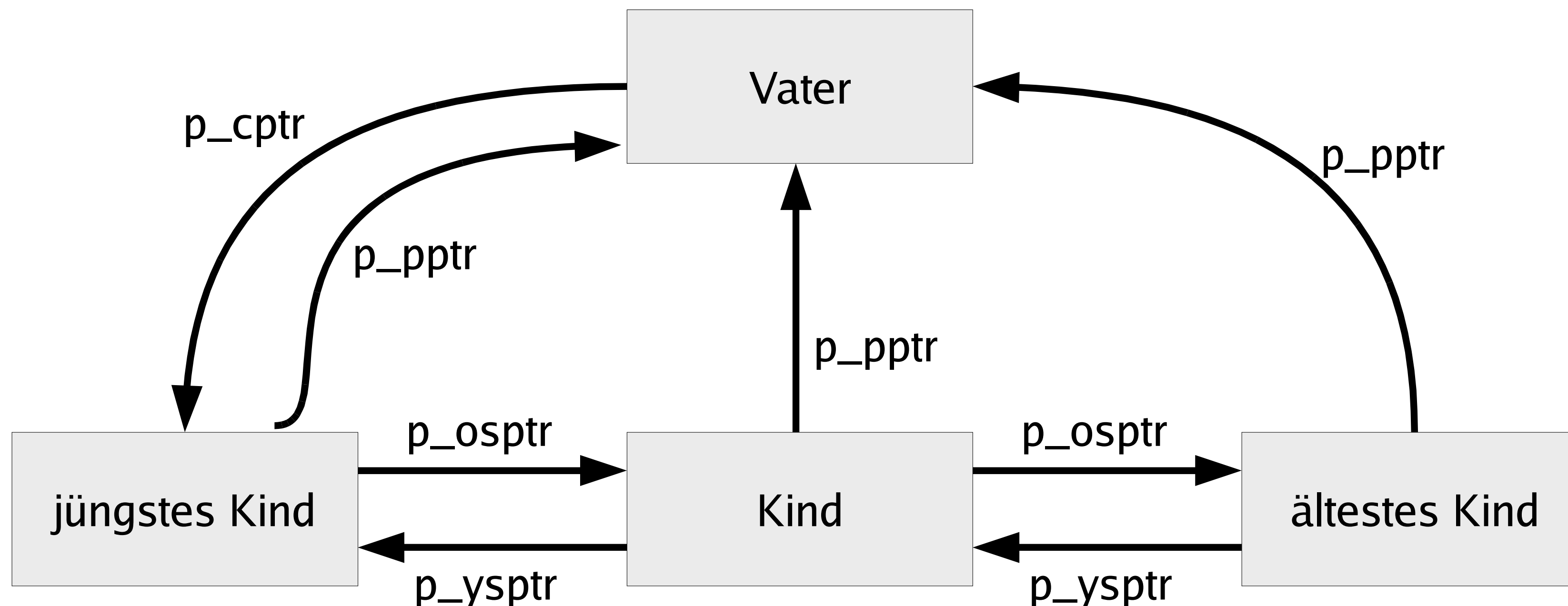




Prozessliste (3/8)

Verwandtschaftsverhältnisse (alte Linux-Version)

```
struct task_struct {
  [...]
  struct task_struct *p_opptr, *p_pptr, *p_cptr, *p_ysptr, *p_osptr;
```



Prozessliste (4/8)

Verwandtschaftsverhältnisse (neue Linux-Version)

```
struct task_struct {
  [...]
  struct task_struct *parent;  /* parent process */
  struct list_head children;   /* list of my children */
  struct list_head sibling;    /* linkage in my parent's children list */
```

Zugriff auf alle Kinder:

```
list_for_each(list, &current->children) {
  task = list_entry(list, struct task_struct, sibling);
  /* task zeigt jetzt auf eines der Kinder */
}
```

Vom aktuellen Pfad durch den Prozessbaum bis zu `init`:

```
for (task = current; task != &init_task; task = task->parent) {
  ...
}
```

Prozessliste (5/8)

Prozessgruppen und Sessions

```
struct task_struct {
  [...]
  struct task_struct *group_leader;
       /* threadgroup leader */
  [...]
  /* signal handlers */
  struct signal_struct *signal;
```

```
struct signal_struct {
  /* job control IDs */
  pid_t pgrp;          Process Group ID
  pid_t tty_old_pgrp;
  pid_t session;       Session ID
  /* boolean value for session
     group leader */
  int leader;
```

- Jeder Prozess Mitglied einer Prozessgruppe
- Process Group ID (PGID) – `ps j`
- `current->signal->pgrp`

Prozessliste (6/8)

Prozessgruppen

- Signale an alle Mitglieder einer Prozessgruppe:
  `killpg(pgrp, sig);`
- Warten auf Kinder aus der eigenen Prozessgruppe:
  `waitpid(0, &status, ...);`
- oder einer speziellen Prozessgruppe:
  `waitpid(-pgrp, &status, ...);`

Prozessliste (7/8)

Sessions

- Meist beim Starten einer Login-Shell neu erzeugt
- Alle Prozesse, die aus dieser Shell gestartet werden, gehören zur Session
- Gemeinsames „kontrollierendes TTY“

Prozessliste (8/8)

```
> ps j
 PPID   PID  PGID   SID TTY       TPGID STAT   UID   TIME COMMAND
19287  7628  7628 19287 pts/8     19287 S      500   0:00 /bin/sh /usr/bin/mozilla -mail
 7628  7637  7628 19287 pts/8     19287 Sl     500  20:50 /opt/moz/lib/mozilla-bin -mail
 9634 10095 10095 10095 tty1      10114 Ss     500   0:00 -bash
10095 10114 10114 10095 tty1      10114 S+     500   0:00 /bin/sh /usr/X11R6/bin/startx
10095 10115 10114 10095 tty1      10114 S+     500   0:00 tee /home/esser/.X.err
10114 10135 10114 10095 tty1      10114 S+     500   0:00 xinit /home/esser/.xinitrc
10135 10151 10151 10095 tty1      10114 S      500   0:00 /bin/sh /usr/X11R6/bin/kde
10151 10238 10151 10095 tty1      10114 S      500   0:00 kwrapper ksmserver
10258 10270 10270 10270 pts/2     10270 Ss+    500   0:00 bash
10276 10278 10278 10278 pts/4     10278 Ss+    500   0:00 bash
10260 10284 10284 10284 pts/5     10284 Ss+    500   0:00 bash
10275 10292 10292 10292 pts/6     10989 Ss     500   0:00 bash
10259 10263 10263 10263 pts/1     10263 Ss+    500   0:00 bash
10263 28869 28869 10263 pts/1     10263 S      500   0:16 konqueror /media/usbdisk/dcim
10263 28872 28872 10263 pts/1     10263 S      500   0:13 konqueror /home/esser
29201 29203 29203 29203 pts/7     29203 Ss+    500   0:00 bash
 4822  4823  4823  4823 pts/14     4823 Ss+    500   0:00 -bash
 4823 31118 31118  4823 pts/14     4823 S      500   0:00 nedit kernel/sched.c
 4823 31297 31297  4823 pts/14     4823 S      500   0:00 nedit kernel/fork.c
23115 32703 32703 23115 pts/13    32703 R+     500   0:00 ps j
```

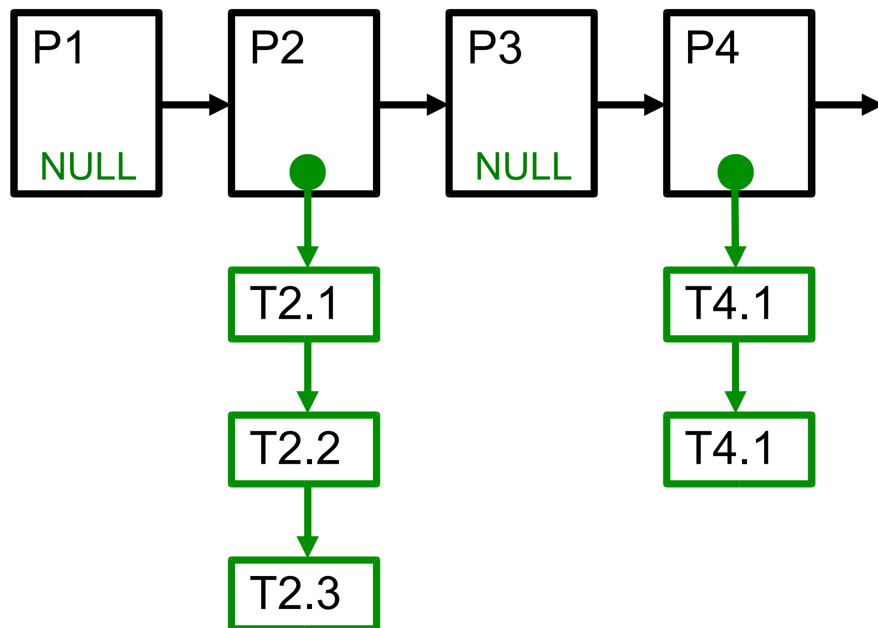
Threads im Kernel (1/2)

- Linux verwendet für Threads und Prozesse die gleichen Verwaltungsstrukturen (task list)
- Thread: Prozess, der sich mit anderen Prozessen bestimmte Ressourcen teilt, z. B.
  - virtueller Speicher
  - offene Dateien
- Jeder Thread hat `task_struct` und sieht für den Kernel wie ein normaler Prozess aus

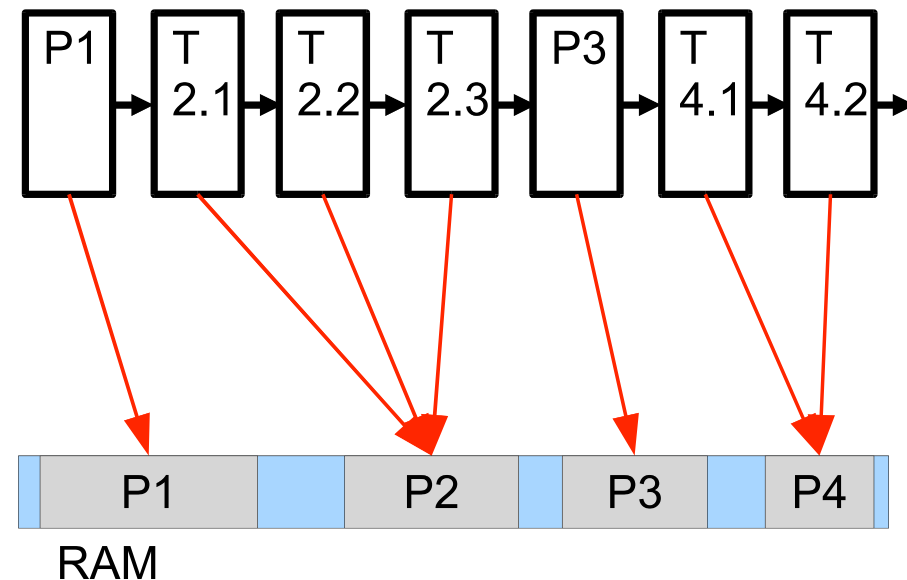
Threads im Kernel (2/2)

- Fundamental anders als z. B. Windows und Solaris

Modell 1:
reine Prozesslisten



Modell 2 (Linux):
Prozesse + Threads gemischt

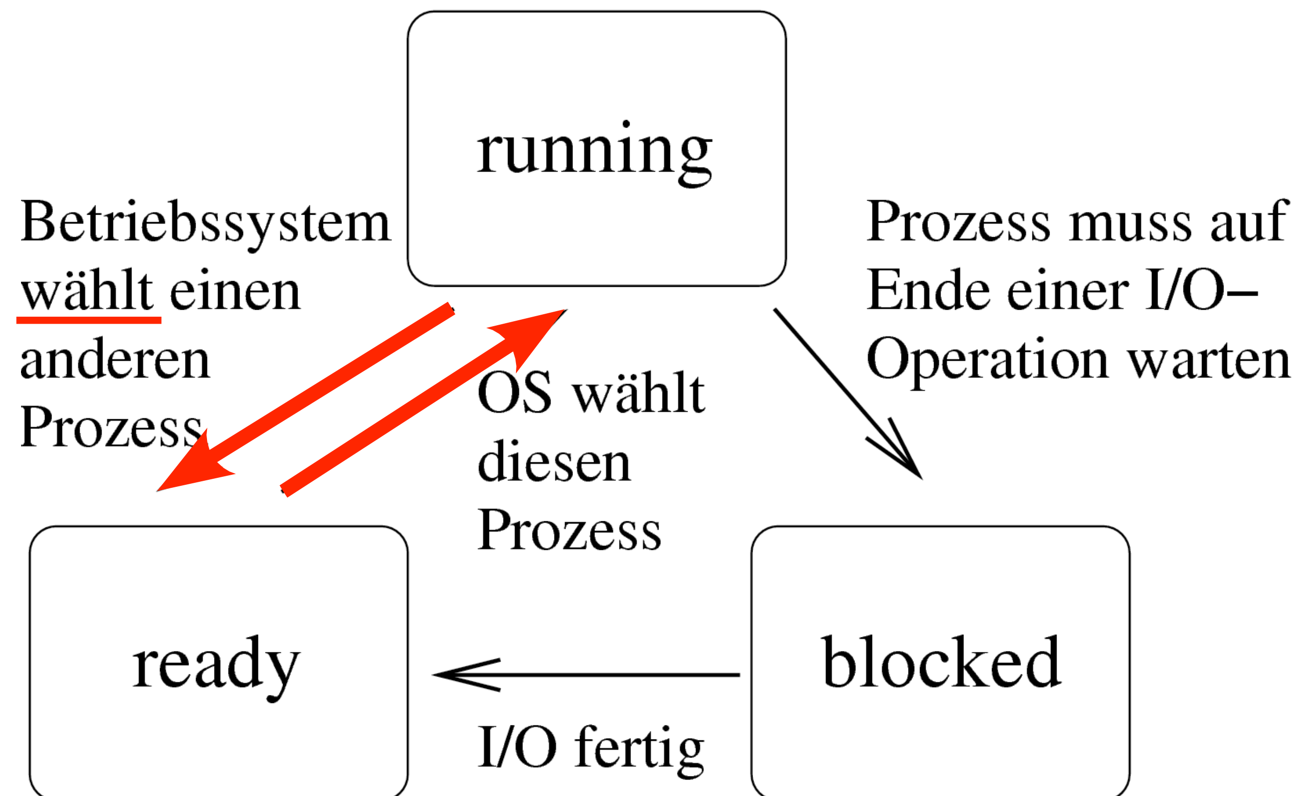


Übersicht

- preemptive / non-preemptive scheduling
- First Come First Served (FCFS)
- Round-Robin-Scheduler (RR)
- Virtual Round Robin (VRR)
-

Scheduling: Prozess auswählen

Zustandsübergänge



Wann wird Scheduler aktiv?

- Neuer Prozess entsteht (`fork`)
- Aktiver Prozess blockiert wegen I/O-Zugriff
- Blockierter Prozess wird bereit
- Aktiver Prozess endet (`exit`)
- Prozess rechnet schon zu lange
- Interrupt tritt auf

Unterbrechendes Scheduling

Prozess-Unterbrechung möglich?

- **Kooperatives (non-preemptive) Scheduling:**
  - Prozess rechnet solange, wie er will; bis zum nächsten I/O-Aufruf oder bis `exit()`
  - Scheduler wird nur bei Prozess-Blockieren oder freiwilliger CPU-Aufgabe aktiv
- **Präemptives (unterbrechendes) Scheduling:**
  - Timer aktiviert regelmäßig Scheduler, der neu entscheiden kann, „wo es weiter geht"

Häufige Prozesswechsel?

Faktoren

- **Zeit für Kontext-Switch:** Scheduler benötigt Zeit, um Prozesszustand zu sichern
  → verlorene Rechenzeit
- **Wartezeit der Prozesse:** Häufigere Wechsel erzeugen stärkeren Eindruck von Gleichzeitigkeit

First Come, First Served (FCFS)

Einfache Warteschlange

- Neue Prozesse reihen sich in Warteschlange ein
- Scheduler wählt jeweils nächsten Prozess in der Warteschlange
- Prozess arbeitet, bis er fertig ist (kooperatives Scheduling)

FCFS-Beispiel

Drei Prozesse mit Rechendauern

T1: 15 Takte
T2: 4 Takte
T3: 3 Takte

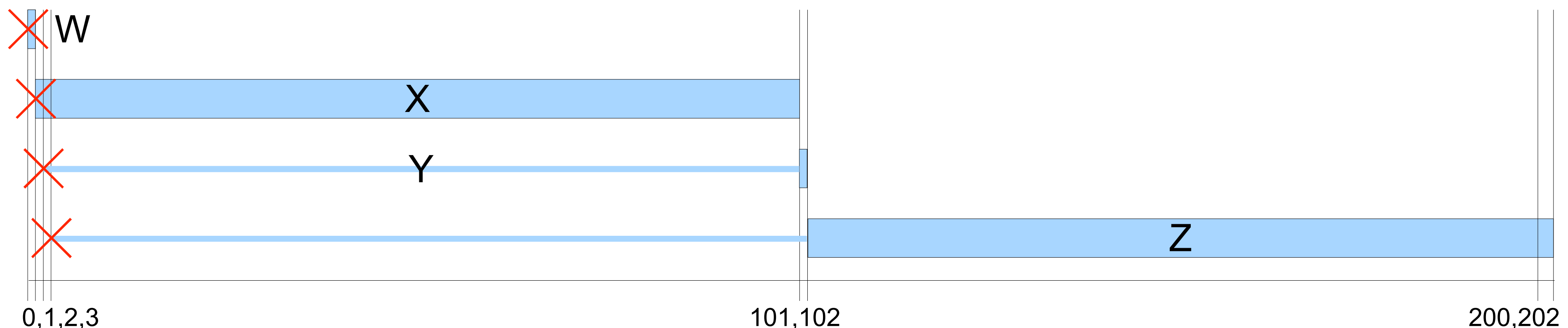
Durchschnittliche Ausführdauer:

a) (15+19+22) / 3 = 18,67
b) (3+ 7+22) / 3 = 10,67
c) (3+18+22) / 3 = 14,33

FCFS: Gut für lange Prozesse

- FCFS bevorzugt lang laufende Prozesse
- Beispiel: 4 Prozesse W, X, Y, Z

Prozess	Ankunftzeit	Service Time T_s (Rechenzeit)	Startzeit	Endzeit	Turnaround T_r (Endzeit-Ankunftzeit)	T_r/T_s
W	0	1	0	1	1	1,00
X	1	100	1	101	100	1,00
Y	2	1	101	102	100	**100,00**
Z	3	100	102	202	199	1,99



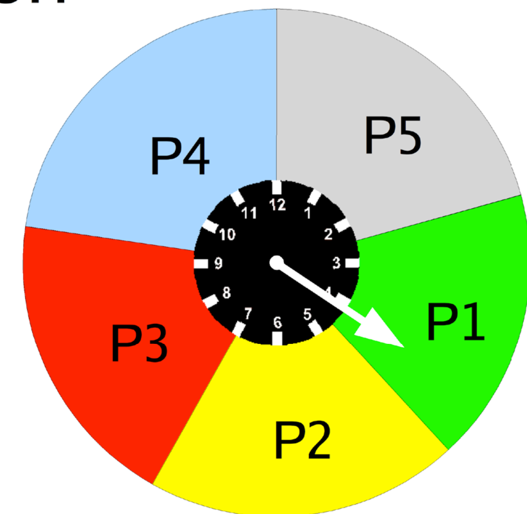
FCFS: CPU- vs. I/O-lastige Prozesse

FCFS bevorzugt CPU-lastige Prozesse

- Während CPU-lastiger Prozess läuft, müssen alle anderen Prozesse warten
- I/O-lastiger Prozess kommt irgendwann dran, läuft nur sehr kurz und muss sich dann wieder hinten anstellen
- Ineffiziente Nutzung sowohl der CPU als auch der I/O-Geräte

Round Robin / Time Slicing (1)

- Wie FCFS – aber mit Unterbrechungen
- Alle bereiten Prozesse in einer Warteschlange
- Jedem Thread eine Zeitscheibe (quantum, time slice) zuordnen
- Ist Prozess bei Ablauf der Zeit-scheibe noch aktiv, dann:
  - Prozess verdrängen (preemption), also in den Zustand „bereit“ versetzen
  - Prozess ans Ende der Warteschlange hängen
  - Nächsten Prozess aus Warteschlange aktivieren



Round Robin (2)

- Blockierten Prozess, der wieder bereit wird, hinten in Warteschlange einreihen

Quantenlänge

Kontrollaufgabe 2.7

Angenommen ein Rechnersystem braucht 1 µs, um einen Kontextwechsel durchzuführen. Würde das Zeitquantum auf T = 1 µs gesetzt, so würde sich ein Overhead von 100% ergeben. Wäre T = 100 µs, so hätte man einen Overhead von 1%. Schlagen Sie einen sinnvollen Wert für T vor und begründen Sie Ihre Antwort.

K

- Sinnvolle Quantenlänge hängt nicht nur von der Zeit ab, die für einen Kontextwechsel nötig ist
- mehr dazu: folgende Folien

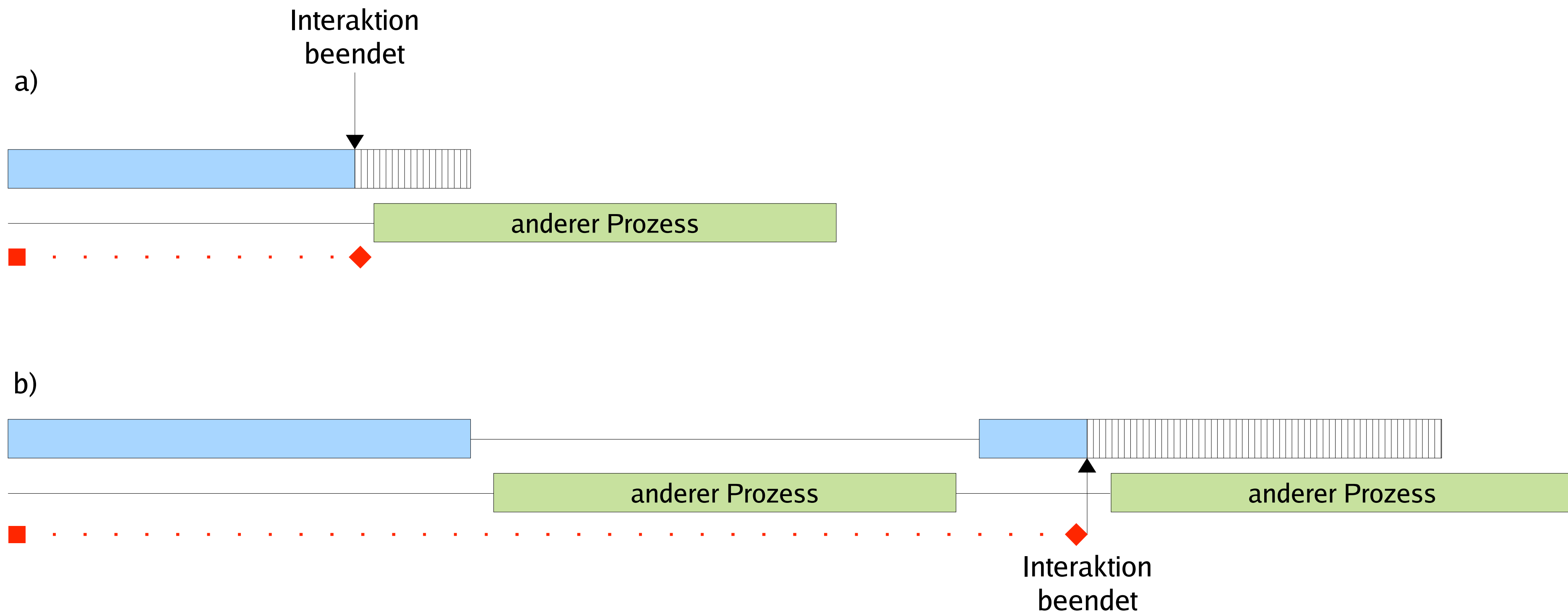
Quantenlänge

Kriterien für Wahl des Quantums:

- Größe muss in Verhältnis zur Dauer eines Context Switch stehen
- Großes Quantum: evtl. lange Verzögerungen
- Kleines Quantum: kurze Antwortzeiten, aber Overhead durch häufigen Context Switch

Quantenlänge

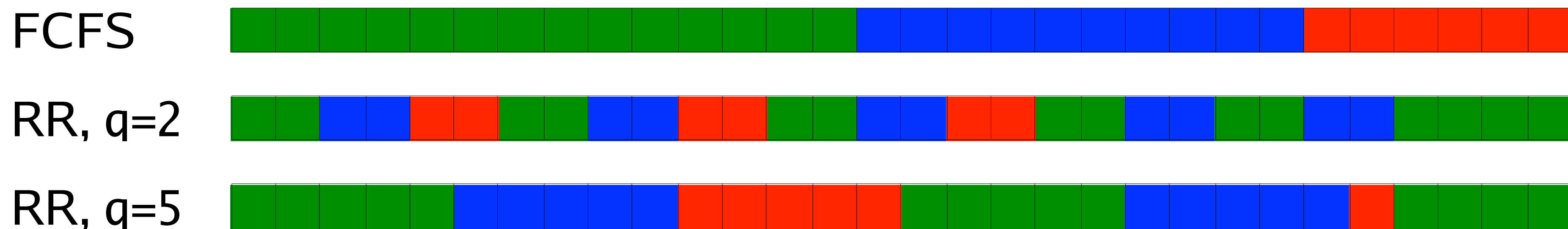
- Oft: Quantum *q* etwas größer als typische Zeit, die das Bearbeiten einer Interaktion benötigt



Round-Robin-Beispiel

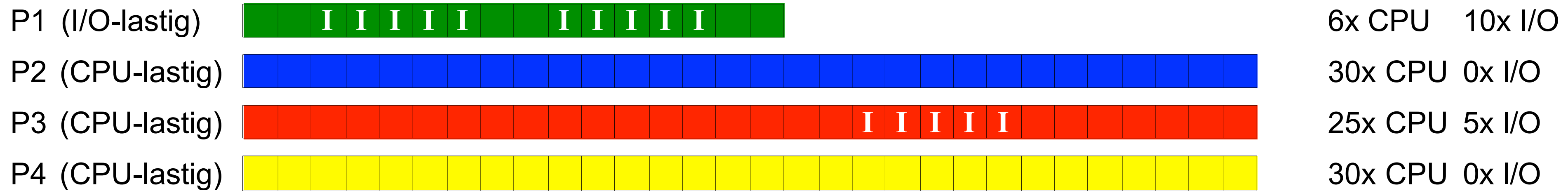
Szenario: Drei Prozesse

- FCFS (einfache Warteschlange, keine Unterbrechung)
- Round Robin mit Quantum 2
- Round Robin mit Quantum 5

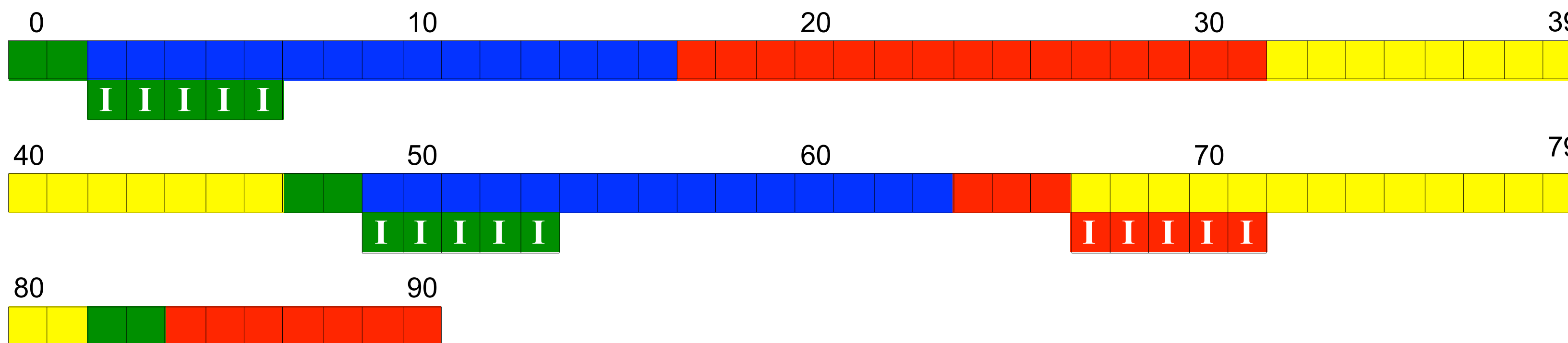


Round Robin: I/O- vs. CPU-lastig

Idealer Verlauf (wenn jeder Prozess exklusiv läuft)



Ausführreihenfolge mit Round Robin, Zeitquantum 15:



Prozess		CPU-Zeit	I/O-Zeit	Summe	Laufzeit	Wartezeit *)
P1	(grün)	6	10	16	84	68
P2	(blau)	30	0	30	64	34
P3	(rot)	25	5	30	91	61
P4	(gelb)	30	0	30	82	52

*) im Zustand *bereit*, nicht *blockiert*!

Virtual Round Robin (1)

Beobachtung:

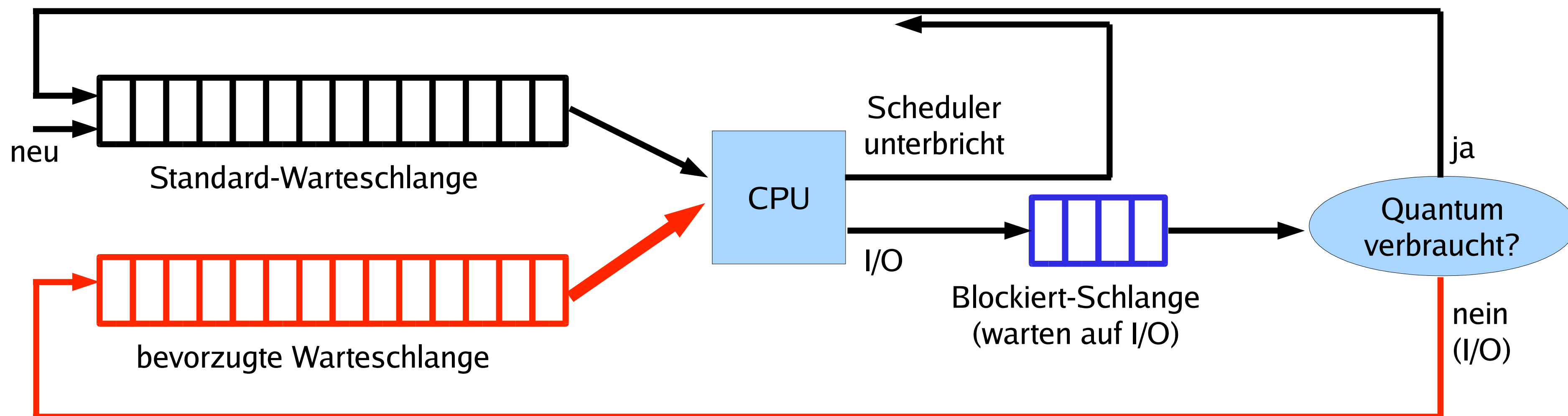
- Round Robin unfair gegenüber I/O-lastigen Prozessen:
  - CPU-lastige nutzen ganzes Quantum,
  - I/O-lastige nur einen Bruchteil

Lösungsvorschlag:

- Idee: Nicht verbrauchten Quantum-Teil als „Guthaben" des Prozesses merken
- Sobald blockierter Prozess wieder bereit ist (I/O-Ergebnis da): Restguthaben sofort aufbrauchen

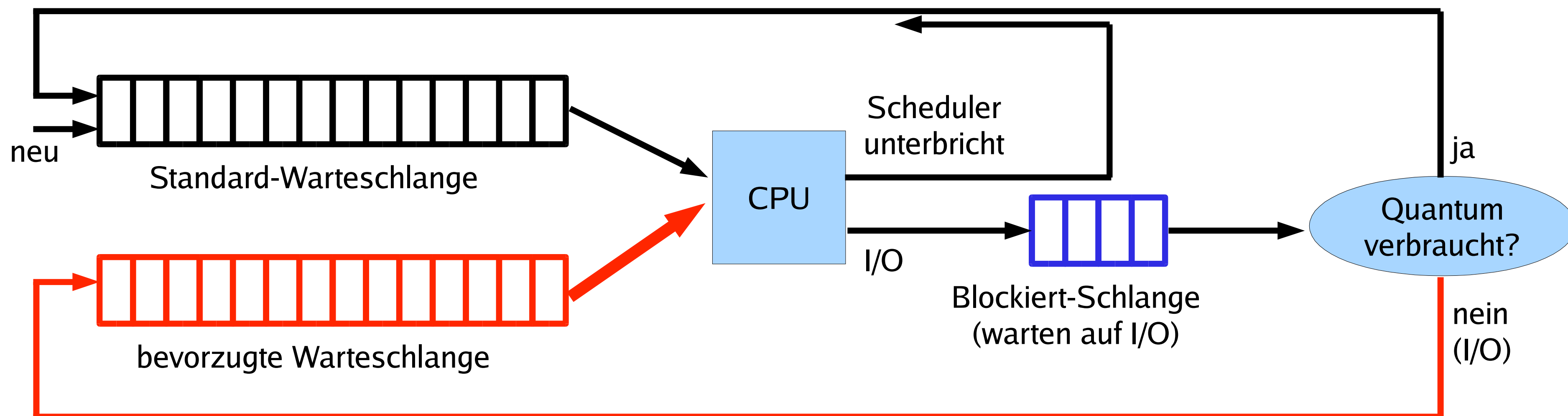
Virtual Round Robin (2)

- Prozesse, die Zeitquantum verbrauchen, wie bei normalem Round Robin behandeln: zurück in Warteschlange
- Prozesse, die wegen I/O blockieren und nur Zeit $u < q$ ihres Quantums verbraucht haben, bei Blockieren in Zusatzwarteschlange stecken



Virtual Round Robin (3)

- Scheduler bevorzugt Prozesse in Zusatzschlange
- Quantum für diesen Prozess: $q-u$
  (kriegt nur das, was ihm „zusteht", was er beim letzten Mal nicht verbraucht hat)



Übung zu Round Robin

K

Kontrollaufgabe 2.5

Die Prozesse A, B, und C werden nacheinander in eine Warteschlange eingereiht, aus der die laufbereiten Prozesse nach dem Round-Robin-Verfahren mit gleicher Priorität behandelt werden.

Die Länge einer Zeitscheibe ist $\Delta t = 0.1$s.

Die Gesamtdauer der Prozesse ist $t_A = 0{,}3$s, $t_B = 0{,}3$s und $t_C = 0{,}5$ s.

Zunächst sind alle Prozesse laufbereit. Der Prozess B ist nach seinem 2. Durchlauf für 0.2 s blockiert der Prozess A ist nach seinem 2. Durchlauf für 0.3 s blockiert.

Stellen Sie dar, zu welchen Zeitscheiben welche Prozesse bearbeitet werden.

Anmerkung: Nicht laufbereite Prozesse werden aus der Warteschlange herausgenommen. Sobald ein nicht laufbereiter Prozess wieder in den Zustand bereit wechselt, wird er hinten in der Warteschlange eingereiht.

Restlaufzeit: A: 0.3, B: 0.3, C: 0.5
t=0.0: Auswahl A (Rest: 0.2)
t=0.1: Auswahl B (Rest: 0.2)
t=0.2: Auswahl C (Rest: 0.4)
t=0.3: Auswahl A (Rest: 0.1; erst ab 0.7 bereit)
t=0.4: Auswahl B (Rest: 0.1, erst ab 0.7 bereit)
t=0.5: Auswahl C (Rest: 0.3)
t=0.6: Auswahl C (Rest 0.2; A und B waren noch nicht bereit)
t=0.7: Auswahl A (A danach fertig)
t=0.8: Auswahl B (B danach fertig)
t=0.9: Auswahl C (Rest 0.1)
t=1.0: Auswahl C (danach fertig)
t=1.1: Warteschlange leer

Übung zu Round Robin

K

Kontrollaufgabe 2.6

Wenn bei einem Scheduler mit Round-Robin-Strategie jeder Prozess pro Ausführungseinheit ein Zeitquantum erhält, wie lange würde der letzte Prozess in der Warteschlange mit n wartenden Prozessen warten müssen, bis er mit seiner Ausführungseinheit beginnt?

- Der letzte Prozess muss (n-1) Quanten lang warten, weil vor ihm n-1 Prozesse jeweils ein Quantum lang rechnen.

Interprozesskommunikation (IPC)

- Synchronisationsprobleme
- Wechselseitiger Ausschluss (mutual exclusion)
- Semaphore
- Signale (Unix)

Einführung (1)

- Es gibt Prozesse (oder Threads oder Kernel-Funktionen) mit gemeinsamem Zugriff auf bestimmte Daten, z. B.
  - Threads des gleichen Prozesses: gemeinsamer Speicher
  - Prozesse mit gemeinsamer Memory-Mapped-Datei
  - Prozesse / Threads öffnen die gleiche Datei zum Lesen / Schreiben
  - SMP-System: Scheduler (je einer pro CPU) greifen auf gleiche Prozesslisten / Warteschlangen zu

Einführung (2)

- Synchronisation: Probleme mit „gleichzeitigem“ Zugriff auf Datenstrukturen
- Beispiel: Zwei Threads erhöhen einen Zähler

```
erhoehe_zaehler( )
{
  w=read(Adresse);
  w=w+1;
  write(Adresse,w);
}
```

Ausgangssituation: w=10

```
T1:                                   T2:
w=read(Adresse);  // 10
w=w+1;            // 11
                                      w=read(Adresse); // 10
                                      w=w+1;           // 11
                                      write(Adresse,w); // 11
write(Adresse,w); // 11 !!
```

Ergebnis nach P1, P2: w=11 – nicht 12!

Einführung (3)

- Gewünscht wäre eine der folgenden Reihenfolgen:

Ausgangssituation: w=10

P1:	**P2:**
w=read(Adr); // 10	
w=w+1; // 11	
write(Adr,w); // 11	
	w=read(Adr); // 11
	w=w+1; // 12
	write(Adr,w); // 12

Ergebnis nach P1, P2: w=12

Ausgangssituation: w=10

P1:	**P2:**
	w=read(Adr); // 10
	w=w+1; // 11
	write(Adr,w); // 11
w=read(Adr); // 11	
w=w+1; // 12	
write(Adr,w); // 12	

Ergebnis nach P1, P2: w=12

Einführung (4)

- Ursache: `erhoehe_zaehler()` arbeitet nicht **atomar**:
  - Scheduler kann die Funktion unterbrechen
  - Funktion kann auf mehreren CPUs gleichzeitig laufen
- Lösung: Finde alle Code-Teile, die auf gemeinsame Daten zugreifen, und stelle sicher, dass immer nur ein Prozess auf diese Daten zugreift (gegenseitiger Ausschluss, mutual exclusion)

Einführung (5)

- Analoges Problem bei Datenbanken:

```
exec sql CONNECT ...
exec sql SELECT kontostand INTO $var FROM KONTO
         WHERE kontonummer = $knr
$var = $var - abhebung
exec sql UPDATE Konto SET kontostand = $var
         WHERE kontonummer = $knr
exec sql DISCONNECT
```

  Bei parallelem Zugriff auf gleichen Datensatz kann es zu Fehlern kommen

- Definition der (Datenbank-) **Transaktion**, die u. a. **atomar und isoliert** erfolgen muss

Einführung (6)

Race Condition:

- Mehrere parallele Threads / Prozesse nutzen eine gemeinsame Ressource
- Zustand hängt von Reihenfolge der Ausführung ab
- Race: die Threads liefern sich „ein Rennen" um den ersten / schnellsten Zugriff

Einführung (7)

Warum Race Conditions vermeiden?

- Ergebnisse von parallelen Berechnungen sind nicht eindeutig (d. h. potenziell falsch)
- Bei Programmtests könnte (durch Zufall) immer eine „korrekte“ Ausführreihenfolge auftreten; später beim Praxiseinsatz dann aber gelegentlich eine „falsche“.
- Race Conditions sind auch Sicherheitslücken

Race Condition als Sicherheitslücke

- Wird von Angreifern genutzt
- Einfaches Beispiel: Primitive Shell

```
for (;;) {
  read(command);
  f = creat ("/tmp/script");      // Datei erzeugen
  write (f,command);              // Befehl rein schreiben
  f.close ();                     // speichern/schließen
  chmod ("/tmp/script","a+x");    // ausführbar machen
  system ("/tmp/script");         // Skript ausführen
}
```

Annahme: Dateisystem ohne Zugriffsrechte (z. B. VFAT)

Angreifer ändert Dateiinhalt vor dem `chmod`; Programm läuft mit Rechten des Opfers

Einführung (9)

- Idee: Zugriff via Lock auf einen Prozess (Thread, ...) beschränken:

```
erhoehe_zaehler( ) {
  flag=read(Lock);
  if (flag == LOCK_UNSET) {
    set(Lock);
    /*  Anfang des „kritischen Bereichs“  */
    w=read(Adresse);
    w=w+1;
    write(Adresse,w);
    /*  Ende des „kritischen Bereichs“    */
    release(Lock);
  };
}
```

- Problem: Lock-Variable nicht geschützt

Einführung (10)

- Nicht alle Zugriffe sind problematisch:
  - Gleichzeitiges Lesen von Daten stört nicht
  - Prozesse, die „disjunkt“ sind (d. h.: die keine gemeinsamen Daten haben) können ohne Schutz zugreifen
- Sobald mehrere Prozesse/Threads/... gemeinsam auf ein Objekt zugreifen – und mindestens einer davon schreibend –, ist das Verhalten des Gesamtsystems **unvorhersehbar** und **nicht reproduzierbar**.

Kritische Bereiche (1)

- Programmteil, der auf gemeinsame Daten zugreift
  - Müssen nicht verschiedene Programme sein: auch mehrere Instanzen des gleichen Programms!
- Block zwischen erstem und letztem Zugriff
- Nicht den Code schützen, sondern die Daten
- Formulierung: kritischen Bereich „betreten“ und „verlassen“ (enter / leave critical section)

Kritische Bereiche (2)

- Bestimmen des kritischen Bereichs nicht ganz eindeutig:

```
void test () {
  z = global[i];
  z = z + 1;
  global[i] = z;
  // was anderes tun
  z = global[j];
  z = z - 1;
  global[j] = z;
}
```

- zwei kritische Bereiche oder nur einer?

Kritische Bereiche (3)

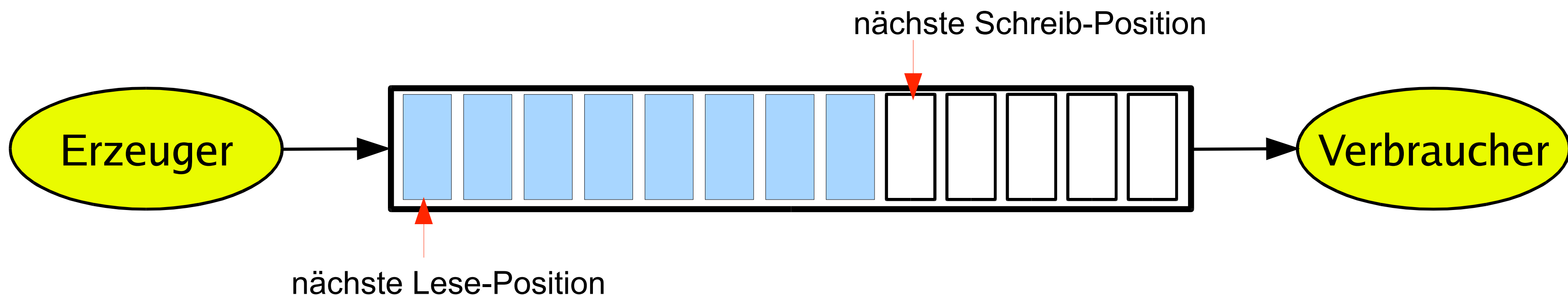
- Anforderung an parallele Threads:
  - Es darf maximal ein Thread gleichzeitig im kritischen Bereich sein
  - Kein Thread, der außerhalb kritischer Bereiche ist, darf einen anderen blockieren
  - Kein Thread soll ewig auf das Betreten eines kritischen Bereichs warten
  - Deadlocks sollen vermieden werden
    (z. B.: zwei Prozesse sind in verschiedenen kritischen Bereichen und blockieren sich gegenseitig)

Gegenseitiger Ausschluss

- Tritt nie mehr als ein Thread gleichzeitig in den kritischen Bereich ein, heißt das „**gegenseitiger Ausschluss**" (englisch: **mut**ual **ex**clusion, kurz: mutex)
- Es ist Aufgabe der Programmierer, diese Bedingung zu garantieren
- Das Betriebssystem bietet Hilfsmittel, mit denen gegenseitiger Ausschluss durchgesetzt werden kann, schützt aber nicht vor Programmier-fehlern

Erzeuger-Verbraucher-Problem (1)

- Beim Erzeuger-Verbraucher-Problem (producer consumer problem, bounded buffer problem) gibt es zwei kooperierende Threads:
  - Der Erzeuger speichert Informationen in einem beschränkten Puffer.
  - Der Verbraucher liest Informationen aus diesem Puffer.



Erzeuger-Verbraucher-Problem (2)

- **Synchronisation**
  - **Puffer nicht überfüllen:**
    Wenn der Puffer voll ist, muss der Erzeuger warten, bis der Verbraucher eine Information aus dem Puffer abgeholt hat, und erst dann weiter arbeiten.
  - **Nicht aus leerem Puffer lesen:**
    Wenn der Puffer leer ist, muss der Verbraucher warten, bis der Erzeuger eine Information im Puffer abgelegt hat, und erst dann weiter arbeiten.

Semaphore (1)

Ein **Semaphor** ist eine Integer- (Zähler-) Variable, die man wie folgt verwendet:

- Semaphor hat festgelegten Anfangswert N („Anzahl der verfügbaren Ressourcen“).
- Beim Anfordern eines Semaphors (**P**- oder **Wait**-Operation):
  - Semaphor-Wert um 1 erniedrigen, falls er >0 ist,
  - Thread blockieren und in eine Warteschlange einreihen, wenn der Semaphor-Wert 0 ist.

P = (niederl.) probeer

Semaphore (2)

- Bei Freigabe eines Semaphors (**V**- oder **Signal**-Operation):

  V = (niederl.) vrijgeven

  - einen Thread aus der Warteschlange wecken, falls diese nicht leer ist,
  - Semaphor-Wert um 1 erhöhen (wenn es keinen auf den Semaphor wartenden Thread gibt)
- Code sieht dann immer so aus:

```
P (&sem);
/* Code, der die Ressource nutzt */
V (&sem);
```

- in vielen Büchern: `wait(&sem)`, `signal(&sem)`

Semaphore (3)

- Variante: Negative Semaphor-Werte
  - Semaphor zählt Anzahl der wartenden Threads
  - Anfordern (P, WAIT):
    - Semaphor-Wert um 1 erniedrigen
    - Thread blockieren und in eine Warteschlange einreihen, wenn der Semaphor-Wert $\leq$ 0 ist.
  - Freigabe (V, SIGNAL):
    - Thread aus der Warteschlange wecken (falls nicht leer)
    - Semaphor-Wert um 1 erhöhen

Semaphore (4)

- Pseudo-Code für Semaphor-Operationen

```
P (sem) {
  if (sem>0)
    sem--;
  else
    BLOCK_CALLER;
}
```

```
V (sem) {
  if (P in QUEUE(sem)) {
    wakeup (P);
    remove (P, QUEUE);
  }
  else
    sem++;
}
```

Mutexe (1)

- **Mutex:** boolesche Variable (true/false), die den Zugriff auf gemeinsam genutzte Daten synchronisiert
  - true: Zugang erlaubt
  - false: Zugang verboten
- **blockierend:** Ein Thread, der sich Zugang verschaffen will, während ein anderer Thread Zugang hat, blockiert → Warteschlange
- Bei Freigabe:
  - Warteschlange enthält Threads → einen wecken
  - Warteschlange leer: Mutex auf true setzen

Mutexe (2)

- **Mutex** (**mut**ual **ex**clusion) **= binärer Semaphor**, also ein Semaphor, der nur die Werte 0 / 1 annehmen kann.   Pseudo-Code:

```
wait (mutex) {
  if (mutex==1)
    mutex=0;
  else
    BLOCK_CALLER;
}
```

```
signal (mutex) {
  if (P in QUEUE(mutex)) {
    wakeup (P);
    remove (P, QUEUE);
  }
  else
    mutex=1;
}
```

- Neue Interpretation: wait → lock
signal → unlock
- Mutexe für exklusiven Zugriff (kritische Bereiche)

Blockieren?

- Betriebssysteme können Mutexe und Semaphoren **blockierend** oder **nicht-blockierend** implementieren
- blockierend:
  wenn der Versuch, den Zähler zu erniedrigen, scheitert
  → warten
- nicht blockierend:
  wenn der Versuch scheitert
  → vielleicht etwas anderes tun

Atomare Operationen

- Bei Mutexen / Semaphoren müssen die beiden Operationen wait() und signal() **atomar** implementiert sein:

  Während der Ausführung von wait() / signal() darf kein anderer Prozess an die Reihe kommen

Warteschlangen

- Mutexe / Semaphore verwalten Warteschlangen (der Prozesse, die schlafen gelegt wurden)
- Beim Aufruf von signal() muss evtl. ein Prozess geweckt werden
- Auswahl des zu weckenden Prozesses ist ein ähnliches Problem wie die Prozess-Auswahl im Scheduler
  - FIFO: **starker** Semaphor / Mutex
  - zufällig: **schwacher** Semaphor / Mutex

Erzeuger-Verbraucher-Problem mit Semaphoren und Mutexen

```
typedef int semaphore;
semaphore mutex = 1;          // Kontrolliert Zugriff auf Puffer
semaphore empty = N;          // Zählt freie Plätze im Puffer
semaphore full = 0;           // Zählt belegte Plätze im Puffer

producer() {
  while (TRUE) {              // Endlosschleife
    produce_item(item);       // Erzeuge etwas für den Puffer
    wait (empty);             // Leere Plätze dekrementieren bzw. blockieren
    wait (mutex);             // Eintritt in den kritischen Bereich
    enter_item (item);        // In den Puffer einstellen
    signal (mutex);           // Kritischen Bereich verlassen
    signal (full);            // Belegte Plätze erhöhen, evtl. consumer wecken
  }
}

consumer() {
  while (TRUE) {              // Endlosschleife
    wait (full);              // Belegte Plätze dekrementieren bzw. blockieren
    wait (mutex);             // Eintritt in den kritischen Bereich
    remove_item(item);        // Aus dem Puffer entnehmen
    signal (mutex);           // Kritischen Bereich verlassen
    signal (empty);           // Freie Plätze erhöhen, evtl. producer wecken
    consume_entry (item);     // Verbrauchen
  }
}
```

2.4.1.2 Signale

- Linux: Signale mit
  - `kill -sig pid` (Shell) oder
  - `kill (pid, sig)` (C)

  an einen Prozess schicken
- Prozess erhält Signal und springt in Signal-Handler (ähnelt einem Interrupt-Handler, aber prozess-lokal)

2.4.1.2 Signale

Signale (mit Signalnummer)

- `TERM, 15`: terminieren, beenden (mit „Aufräumen“); Standardsignal
- `KILL, 9`: sofort abbrechen (ohne Aufräumen)
- `STOP, 19`: unterbrechen (entspricht ^Z)
- `CONT, 18`: continue, fortsetzen; hebt `STOP` auf
- `HUP, 1`: hang-up, bei vielen Server-Programmen: Konfiguration neu einlesen (traditionell: Verbindung zum Terminal unterbrochen)
- Liste aller Signale: `kill -l`

2.5 Das /proc-Dateisystem

- Linux bietet über `/proc` Zugriff auf wichtige Eigenschaften aller laufenden Prozesse
- Für jeden Prozess gibt es einen Ordner `/proc/PID/` (PID = Prozess-ID)

→ Übungen