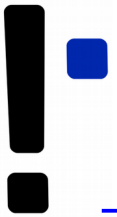


Betriebssysteme 1

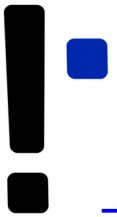
SS 2018

Prof. Dr.-Ing. Hans-Georg Eßer
Fachhochschule Südwestfalen

Foliensatz C:

v1.2, 2017/05/11

- Geräte
- Interrupts und Faults
- System Calls



Motivation: Tastatur am PC

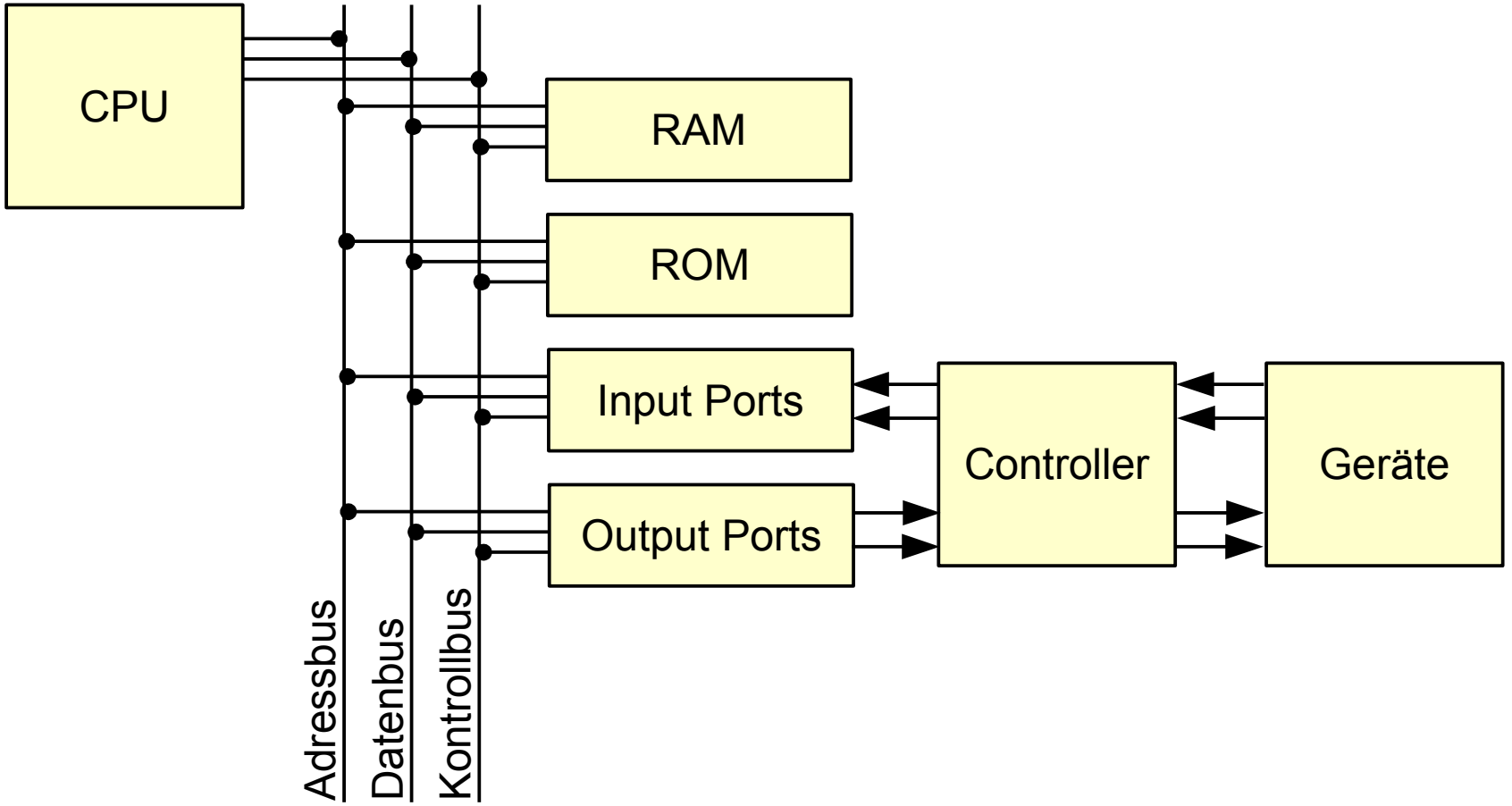
Motivation: Tastatur am PC (1)

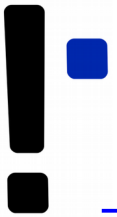
- Szenario: Standard-PC mit Bildschirm, Maus und Tastatur (PS/2-Anschluss)
- Frage: Wie kommen die Tastendrücke in laufenden Programmen an?

Quelle: https://commons.wikimedia.org/wiki/File%3AIBM_Model_M.png

Motivation: Tastatur am PC (2)

- Klassisch: Kommunikation über **Ports**



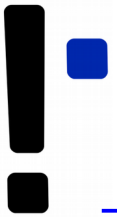


Motivation: Tastatur am PC (3)

- PS/2-Keyboard-Controller hat zwei solche Ports

```
#define  KBD_DATA_PORT      0x60
#define  KBD_STATUS_PORT    0x64
```

- Kommunikation über Assembler-Befehle
  `inb` (liest Wert aus Port, speichert in Reg.),
  `outb` (schreibt Reg.-Inhalt auf Port)



Motivation: Tastatur am PC (4)

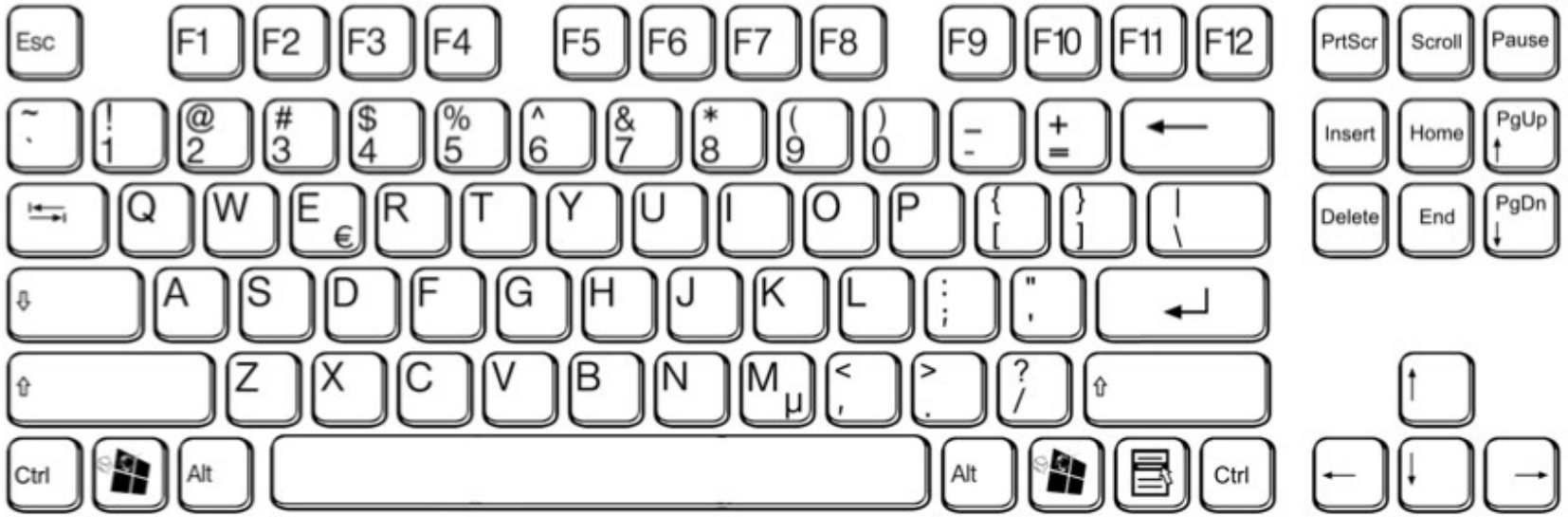
- Jeder „Event“ (Ereignis: Tastendruck oder Loslassen) generiert einen Scancode
- Beispiel, Taste „A“:
  - Drücken = Scancode 30
  - Loslassen = Scancode 30 + 128 = 158
- Scancodes über Datenport (`0x60`) des Keyboard-Controllers auslesen:

```
char scancode = inb (KBD_DATA_PORT);
```

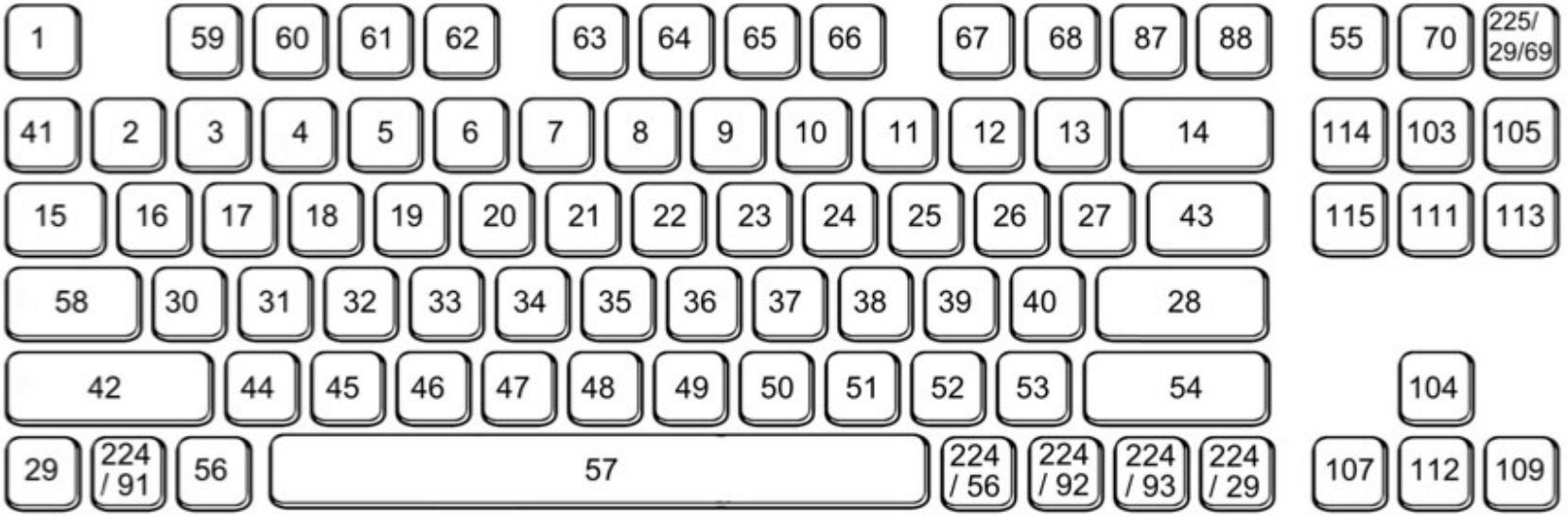
- Statusport verrät, ob Event vorliegt

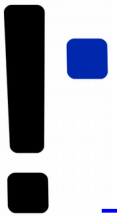
Motivation: Tastatur am PC (5)

Belegung (US-englisch)



Scancodes („key press“)

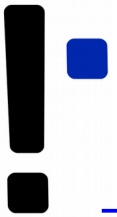




Motivation: Tastatur am PC (6)

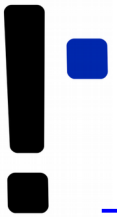
- Simpler Treiber (Pseudocode, vereinfacht)

```
do forever {
  // warte auf Event
  while (inb (KBD_STATUS_PORT) != NEW_EVENT) ;

  // lies Scancode
  scancode = inb (KBD_DATA_PORT);

  if (scancode < 128) {
    // nur keypress event verarbeiten
    ascii = lookup_table (scancode);
    printf ("Zeichen %d eingegeben\n", ascii);
  }
}
```

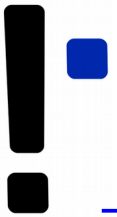


Port-Mapped vs. Memory-Mapped I/O

- auf gleiche Weise (**port-mapped I/O**, PMIO) Kommunikation mit anderen Geräten möglich, z. B. Platten-Controller
- Alternative: **memory-mapped I/O** (MMIO)
  - Controller hat eigenen Speicher
  - Einblendung in Adressraum
  - CPU liest/schreibt einfach „Hauptspeicher“



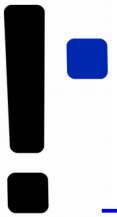
Interrupts



Einführung (1)

- Festplattenzugriff um mehr als Faktor 1.000.000 langsamer als Ausführen einer CPU-Anweisung
  - Taktfrequenz 1 GHz: 1.000.000.000 Instruktionen / s
  - Festplatte: 7.200 Umdrehungen / min = 120 U. / s

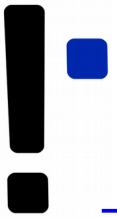
    Im Schnitt: halbe Umdrehung (240 / s) nötig, um richtige Position zu erreichen (zzgl. Transferzeit)
  - Plattenzugriff braucht im Schnitt 1.000.000.000 / 240 ≈ 4.166.666 mal so lang wie eine CPU-Instruktion



Einführung (2)

- 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;
}
```



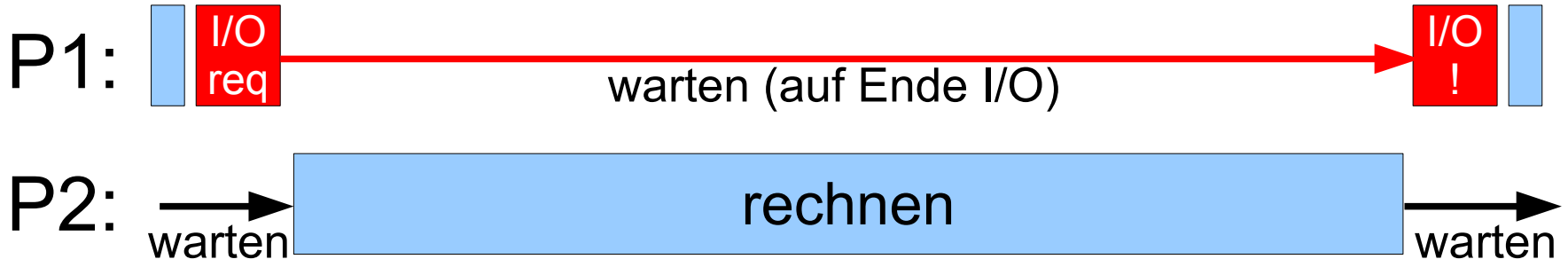
Einführung (3)

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

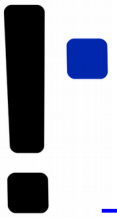
- Besser wäre es, in der Wartezeit etwas anderes zu tun
- Auch bei Parallelbearbeitung mehrerer Prozesse: Polling immer noch ungünstig

Einführung (4)

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

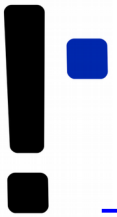


- Woher weiß das System,
  - wann die Anfrage bearbeitet ist, also
  - wann der Prozess weiterarbeiten kann?



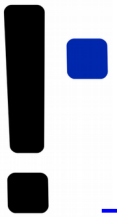
Einführung (5)

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



Interrupt-Klassen

- I/O (Eingabe/Ausgabe, asynchrone Interrupts)
  - Meldung vom I/O-Controller: „Aktion ist abgeschlossen“
  - Timer
- Hardware-Fehler, z. B. RAM-Parität
- Software-Interrupts (Exceptions, Traps, synchrone Interrupts)
  - Falscher Speicherzugriff, Division durch 0, unbekannte CPU-Instruktion, ...



Interrupts: Vor- und Nachteile

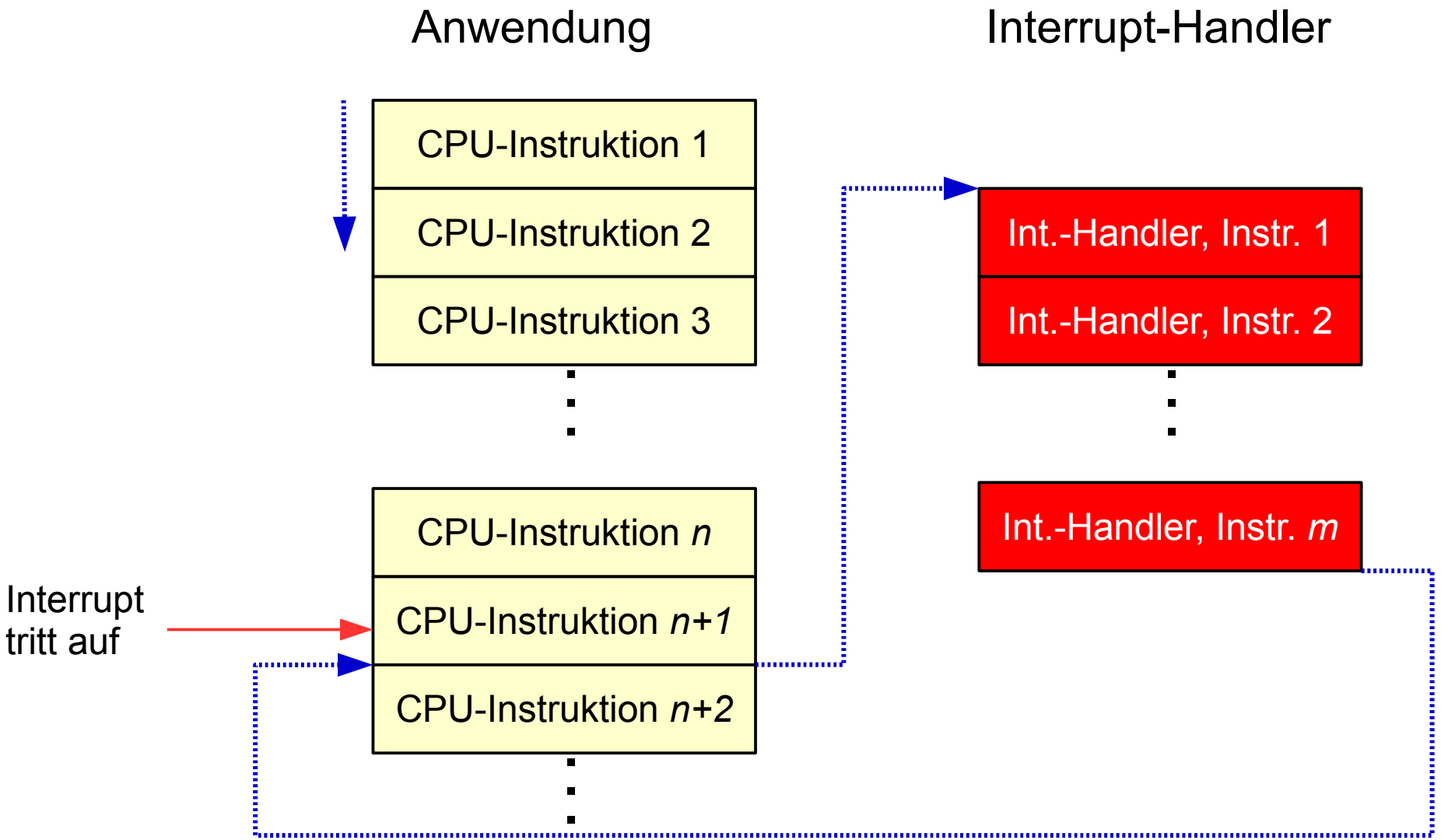
Vorteile

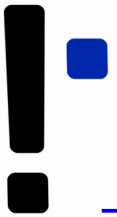
- Effizienz
  I/O-Zugriff sehr langsam → sehr lange Wartezeiten, wenn Prozesse warten, bis I/O abgeschlossen ist
- Programmierlogik
  Nicht immer wieder Gerätestatus abfragen (Polling), sondern blockieren, bis passender Interrupt kommt

Nachteile

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

Interrupt-Bearbeitung (1)

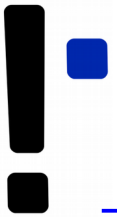




Interrupt-Bearbeitung (2)

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 (evtl.): Prozess-Fortsetzung (evtl. ein anderer Prozess)

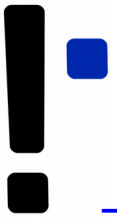


Interrupt-Bearbeitung (3)

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)

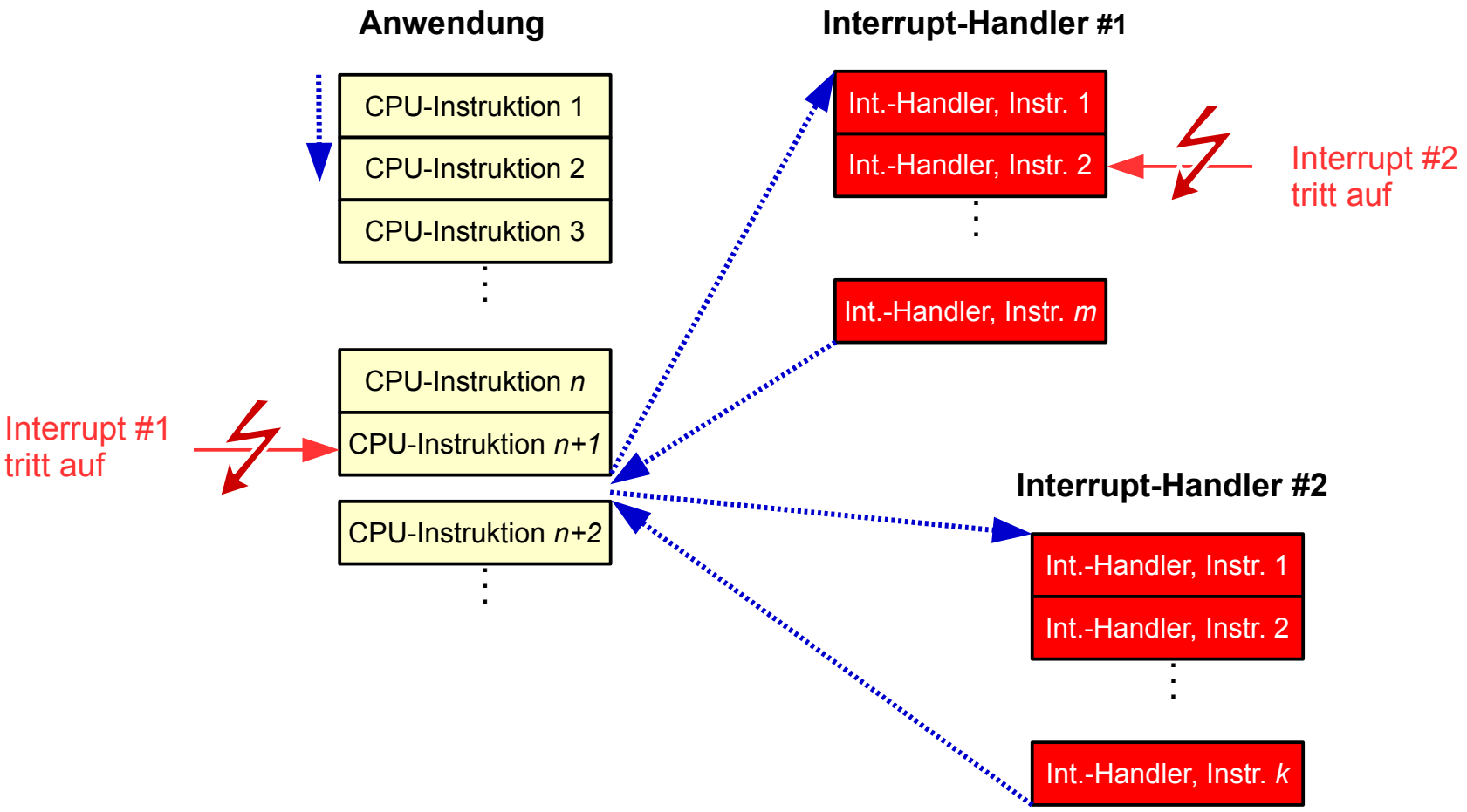
Variante 1

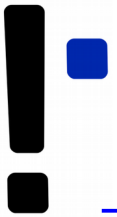
- Alle Interrupts „gleichwertig“, keine Prioritäten
- zu Beginn einer Int.-Routine alle Interrupts abschalten

  → kein Interrupt unterbricht einen anderen

Mehrfach-Interrupts (2)

Variante 1





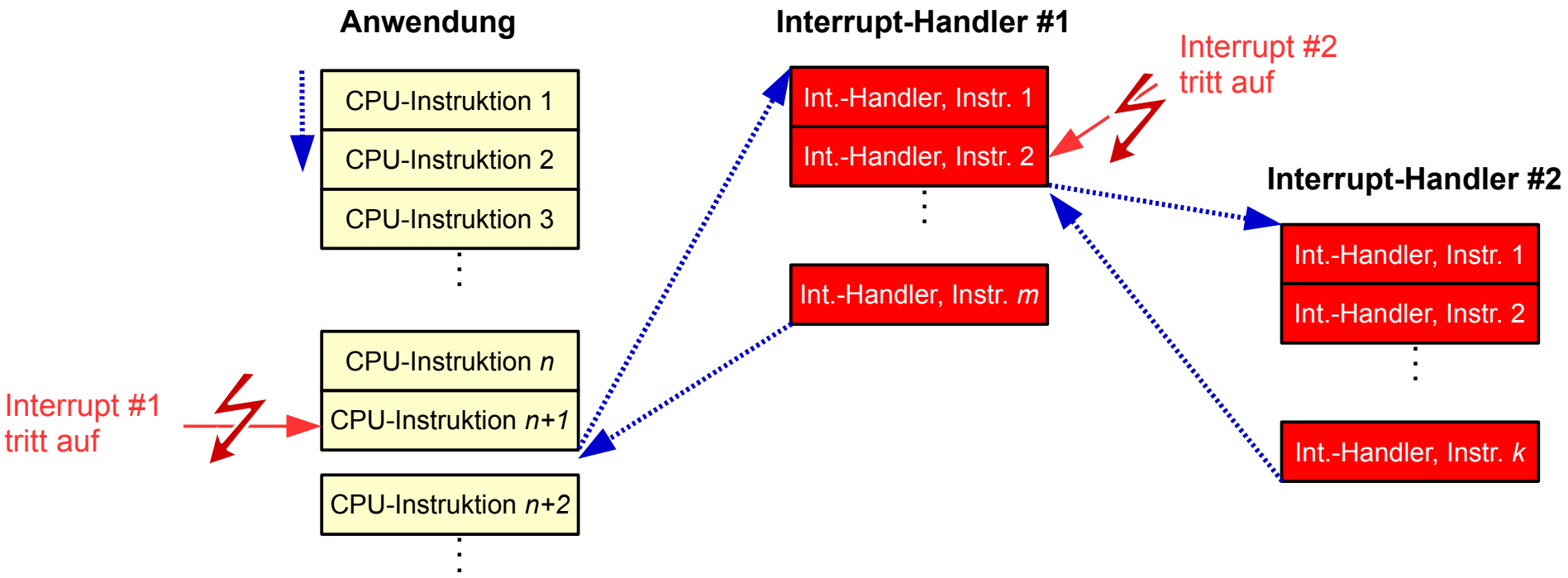
Mehrfach-Interrupts (3)

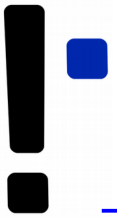
Variante 2

- Interrupt-Handler können unterbrochen werden
- Rücksprung in vorherigen Interrupt-Handler
- Zustand sichern!

Mehrfach-Interrupts (4)

Variante 2





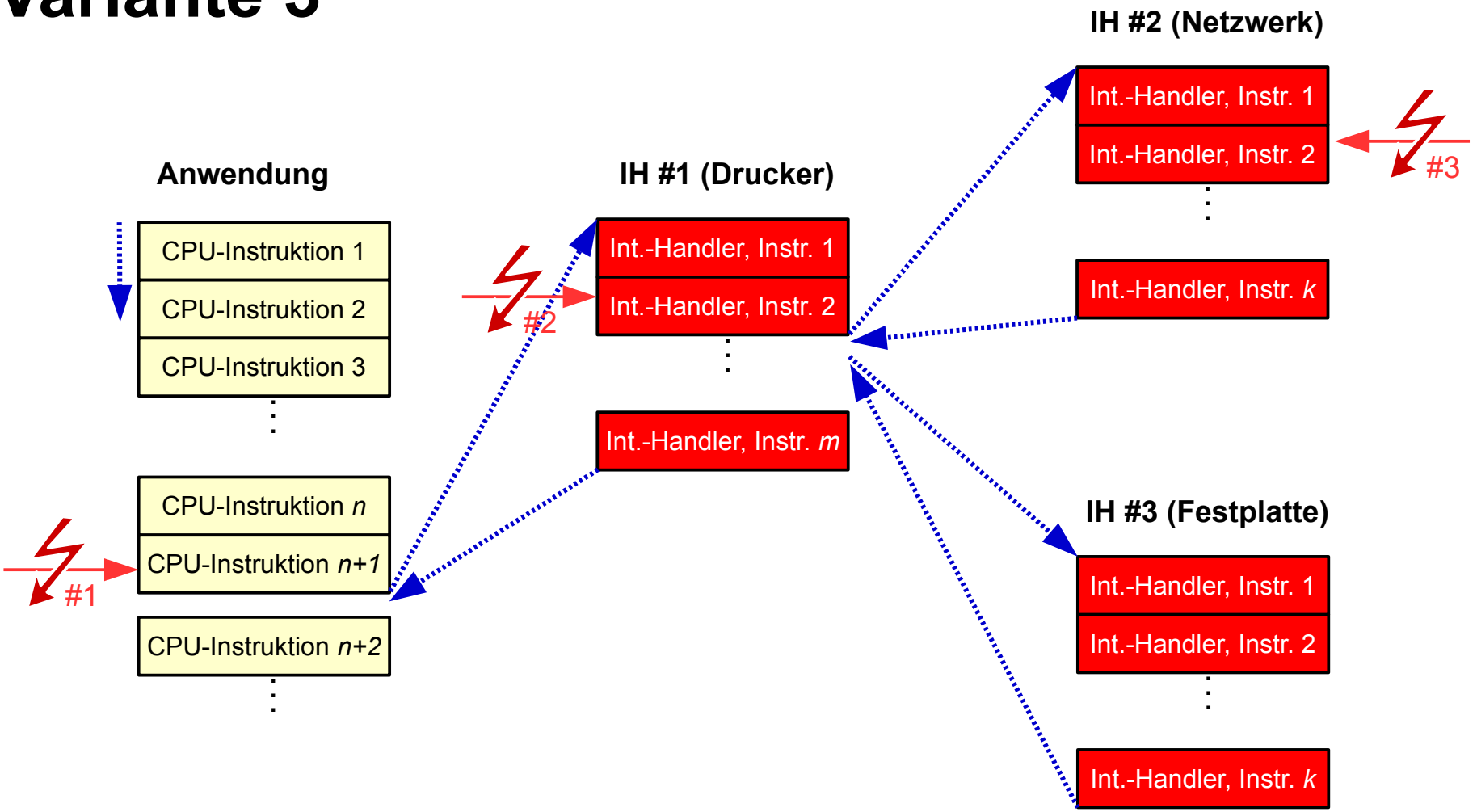
Mehrfach-Interrupts (5)

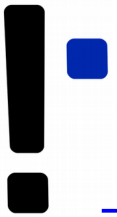
Variante 3

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

Mehrfach-Interrupts (6)

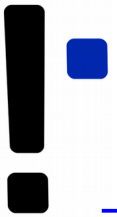
Variante 3





Mehrfach-Interrupts (7)

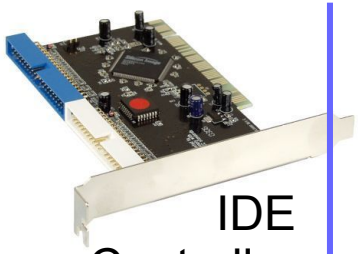
- Problem bei gesperrten Interrupts: Behandlung muss schnell erfolgen
- Lösung: Aufteilung des Interrupt-Handlers in zwei Komponenten
  - erste Komponente bestätigt Interrupt, sichert wichtige Informationen und gibt Interrupts wieder frei
  - zweite Komponente läuft später (bei aktivierten Interrupts) und erledigt restliche Aufgaben
  - Beispiel: Linux „top half/bottom half“ → später



Interrupts unterscheiden (1)

- CPU hat nur einen Interrupt-Eingang – wie kann sie zwischen verschiedenen Geräten unterscheiden, die einen Interrupt erzeugen?
- Interrupt Controller
  - mehrere Eingänge (z. B. 8 beim Intel 8259)
  - ein Ausgang (zur CPU)
  - Kommunikation der Interrupt-Nummer (an CPU) über zusätzliche Datenleitungen

Interrupts unterscheiden (2)



IDE Controller

Interrupt Controller

CPU

Interrupt

INT

setzt Bit in IRR

INT

löscht Bit in IRR

INTA

gibt über D0...D7 Int.-Nr. aus

INTA

liest Nummer über Port

EOI

startet Interrupt Handler

Glossar:

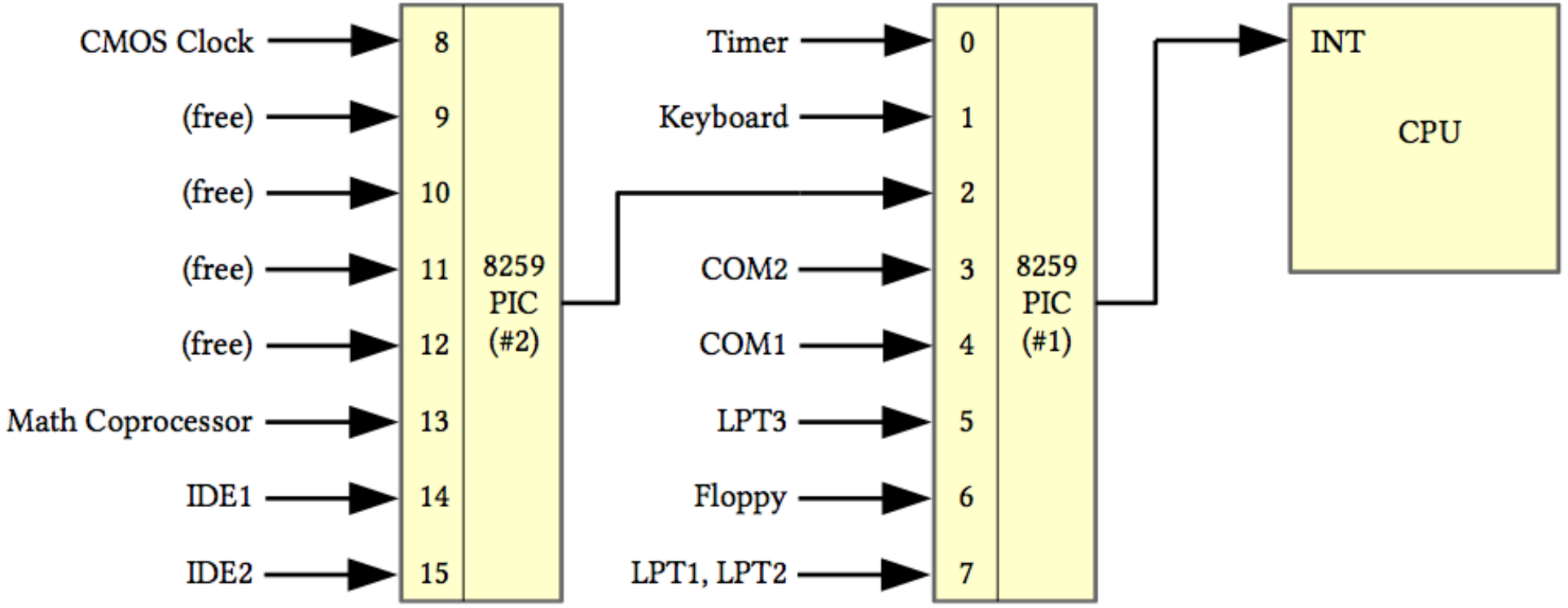
INT	Interrupt
INTA	Interrupt Acknowledge
EOI	End of Interrupt
IRR	Interrupt Request Register

Bildquellen: IDE Controller: http://www.ebay.de/usr/sm-pc, 8259A: http://www.brokenthorn.com/Resources/OSDevPic.html, i386: http://www.cpu-world.com/CPUs/80386/Intel-A80386DX-25%20IV.html

Interrupts unterscheiden (3)

- PCs: Klassischer PIC (**Programmable Interrupt Controller**) Intel 8259 hat nur acht Eingänge

  → Kaskadierung von zwei PICs



Interrupts unterscheiden (4)

Intel 8259 ist programmierbar. Ziel:

Bildquellen:
siehe Folie 29

CPU

PIC 1

PIC 2

erzeugt Faults (Nr. 0–31)

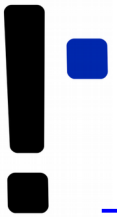
0 = Division by Zero
1 = Debug
2 = Non-maskable Interrupt
3 = Breakpoint
…

0 1 2 3 4 5 6 7 0 1 2 3 4 5 6 7

programmiertes Mapping gibt höhere Nummer weiter

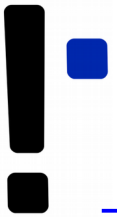
0 1 2 3 4 5 6 … … 30 31 32 33 34 35 36 37 38 39 40 41 42 43 44 45 46 47

Interrupt-Nummern (aus Sicht des Prozessors und des Betriebssystems)



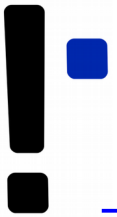
Interrupts unterscheiden (5)

- Teilweise Mehrfachbelegung von Interrupts
- Betriebssystem muss alle Geräte (die sich diesen Interrupt teilen) befragen
- Beispiel Linux-Treiber:
  - für jedes Gerät einen Handler registrieren
  - Interrupt-Handler für Int.-Nummer *X* ruft nacheinander alle Handler (von Geräten mit Int.-Nr. *X*) auf – bis ein Handler sagt: „Das war mein Interrupt.“



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

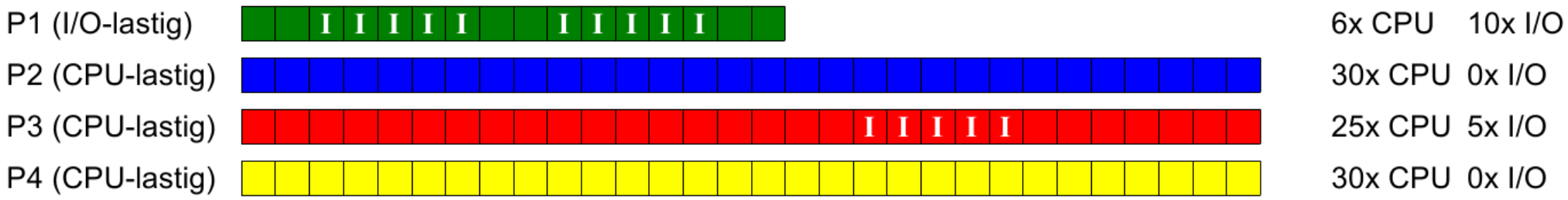


I/O-lastig vs. CPU-lastig (2)

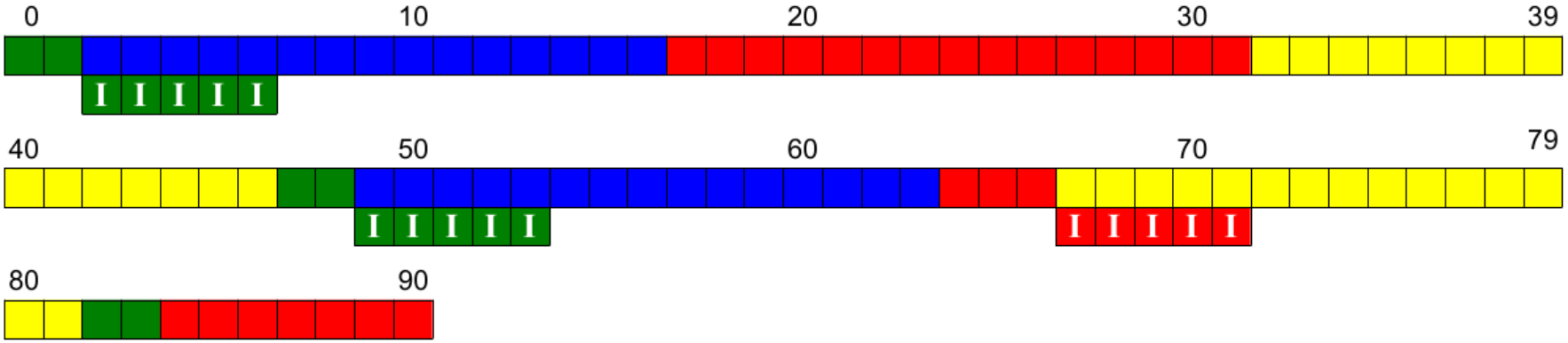
Multitasking und Interrupts

- Multitasking verbessert CPU-Nutzung:
  - I/O-lastiger Prozess wartet auf I/O-Events,
  - CPU-lastiger Prozess rechnet währenddessen weiter
- Prozess stößt I/O-Operation an und blockiert (wartet darauf, dass das BS ihn wieder auf „bereit“ setzt und irgendwann fortsetzt)
- optimale Performance: gute Mischung I/O- und CPU-lastiger Prozesse

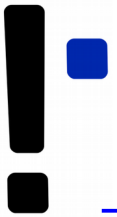
I/O-lastig vs. CPU-lastig (3)



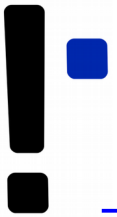
Ausführreihenfolge mit Round Robin, Zeitquantum 15:



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

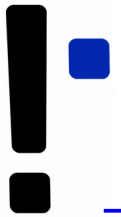


Praxis: Interrupts unter Linux



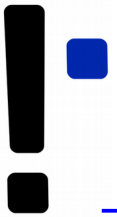
Interrupt-Übersicht (Single-Core-CPU)

```
[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

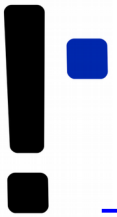
```
[esser@quad:~]$ cat /proc/interrupts
           CPU0       CPU1       CPU2       CPU3
  0:       5224          3          1          1   IO-APIC-edge      timer
  1:     298114        774        793        793   IO-APIC-edge      i8042
  3:          9          8          6          9   IO-APIC-edge
  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“

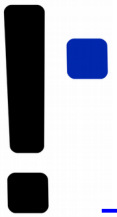


Interrupt Handler (2)

„top half“ und „bottom half“

top half

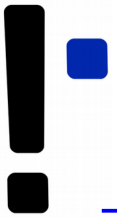
- Interrupt handler
- startet sofort, erledigt zeitkritische Dinge
- bestätigt (der Hardware) den Erhalt des Interrupts, setzt Gerät zurück etc.
- erzeugt bottom half
- Alles andere → bottom half



Interrupt Handler (3)

Tasklet (bottom half)

- Tasklets führen längere Berechnungen durch, die zur Interrupt-Verarbeitung gehören – dabei sind Interrupts zugelassen
- 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

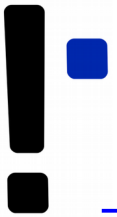


Interrupt Handler (4)

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/



System Calls

User Mode vs. Kernel Mode (1)

- Anwendungen laufen im nicht-privilegierten User Mode
  - Beispiel: Intel
  - Ring 0 = Betriebssystem (Kernel Mode)

    → Vollzugriff auf die Hardware
  - Ring 3 = Anwendung (User Mode)

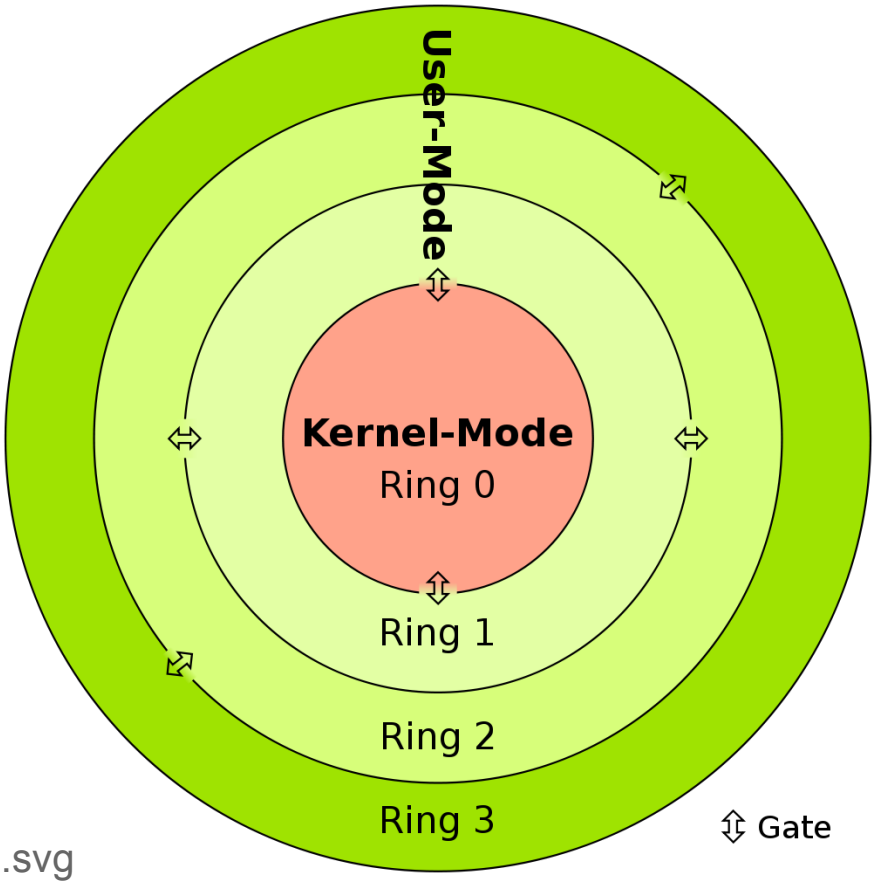
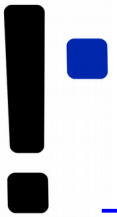


Bild: http://commons.wikimedia.org/wiki/File:CPU_ring_scheme.svg (Autor: http://commons.wikimedia.org/wiki/User:Sven; GNU Free Documentation License)

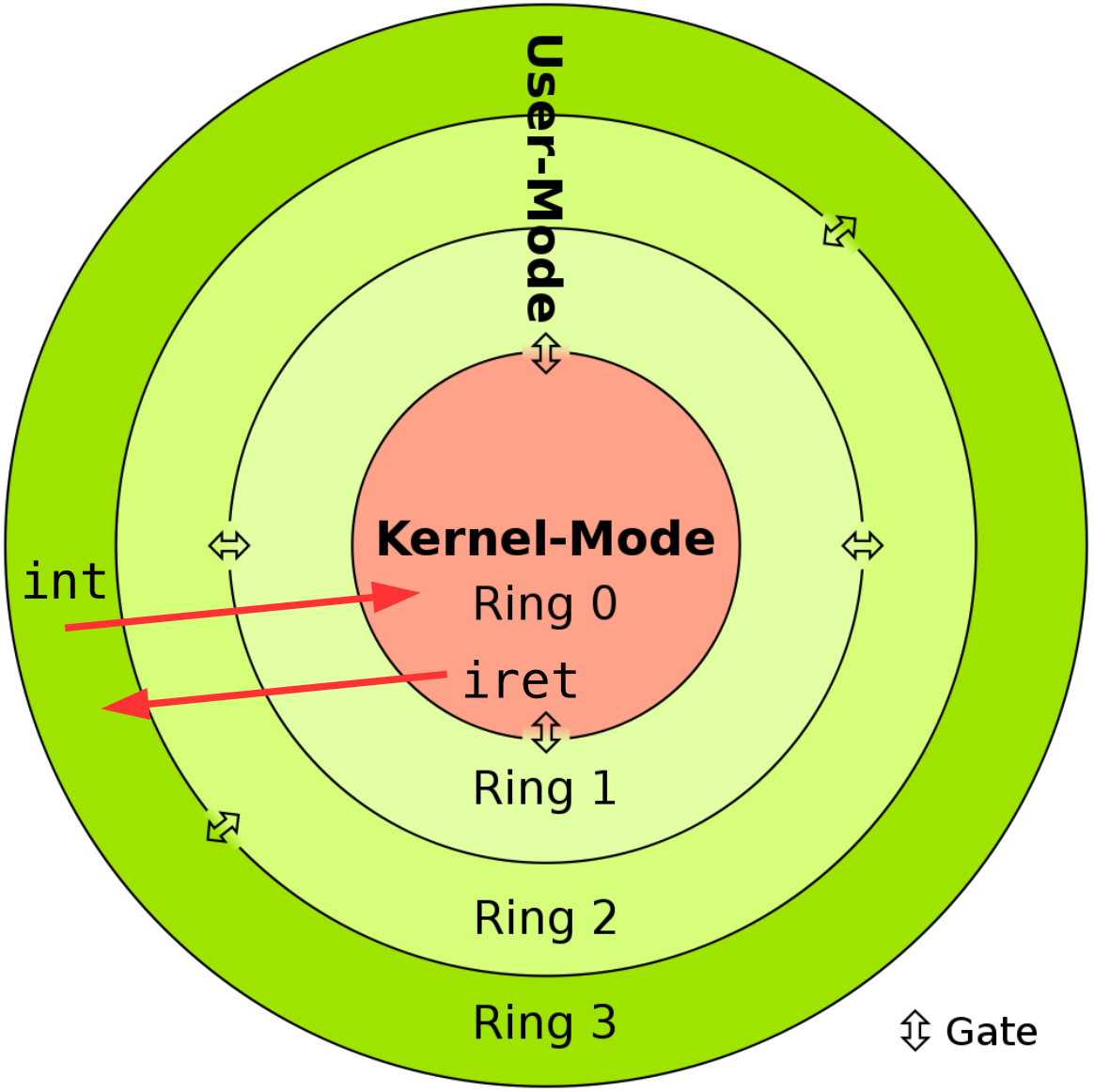


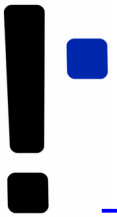
User Mode vs. Kernel Mode (2)

- Problem:
  - Daten und Code des Betriebssystems sollen vor Zugriff durch Anwendungen geschützt sein,

    aber:
  - Anwendungen müssen Betriebssystem-Funktionen nutzen, um z. B. auf Datenträger zuzugreifen.
- Lösung: System Calls – ein kontrollierter Übergang vom User Mode in den Kernel Mode
- Mechanismus: Software Interrupt (CPU-Instruktion)
  - Intel: z. B. `int 0x80`

User Mode vs. Kernel Mode (3)

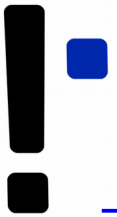




User Mode vs. Kernel Mode (4)

Vorgehensweise:

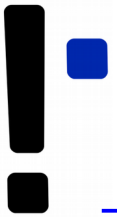
- Anwendung trägt **System-Call-Nummer** in ein Register ein (oder schreibt sie auf den Stack)
- Parameter für den System Call: in weitere Register (oder Stack)
- Software-Interrupt auslösen → durch spezielle CPU-Instruktion, z. B.
  - `sysenter` (Intel, ab Pentium II),
  - `syscall` (AMD64)
  - `int` (alle Intel und kompatible)
- CPU reagiert auf `int`-Instruktion wie auf einen HW-Interrupt und ruft Interrupt-Handler auf



User Mode vs. Kernel Mode (5)

Vorgehensweise (Fortsetzung):

- generischer Interrupt-Handler für System-Call-Behandlung liest System-Call-Nummer (aus Register oder vom Stack)
- über **System-Call-Tabelle** den richtigen **System-Call-Handler** identifizieren und aufrufen
- im spezifischen System-Call-Handler:
  - Argumente auswerten
  - prüfen, ob Anwendung zum Aufruf (diese Funktion, mit diesen Parametern) berechtigt ist
  - Aufruf geeigneter Kernel-Funktionen

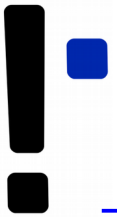


User Mode vs. Kernel Mode (6)

Vorgehensweise (Fortsetzung):

- nach Bearbeitung:
  - Rücksprung aus spezifischem System-Call-Handler (ggf. mit Rückgabe eines Ergebnis-Werts)
  - Rücksprung aus Interrupt-Handler: `sysleave` (Pentium II), `sysret` (AMD), `iret` (Intel); ggf. mit Rückgabe des Ergebnis aus dem Syscall-Handler

    → Übergang von Ring 0 zurück in Ring 3
  - Fortsetzung der Prozess-Ausführung (ggf. Auswertung des Syscall-Ergebnis-Werts)
- zur Vereinfachung für Anwendungs-Entwickler: **User-Mode-Bibliothek** mit Wrappern für die System Calls



Beispiel für *Anwendung* (Linux)

- Ausgabe auf `stdout`

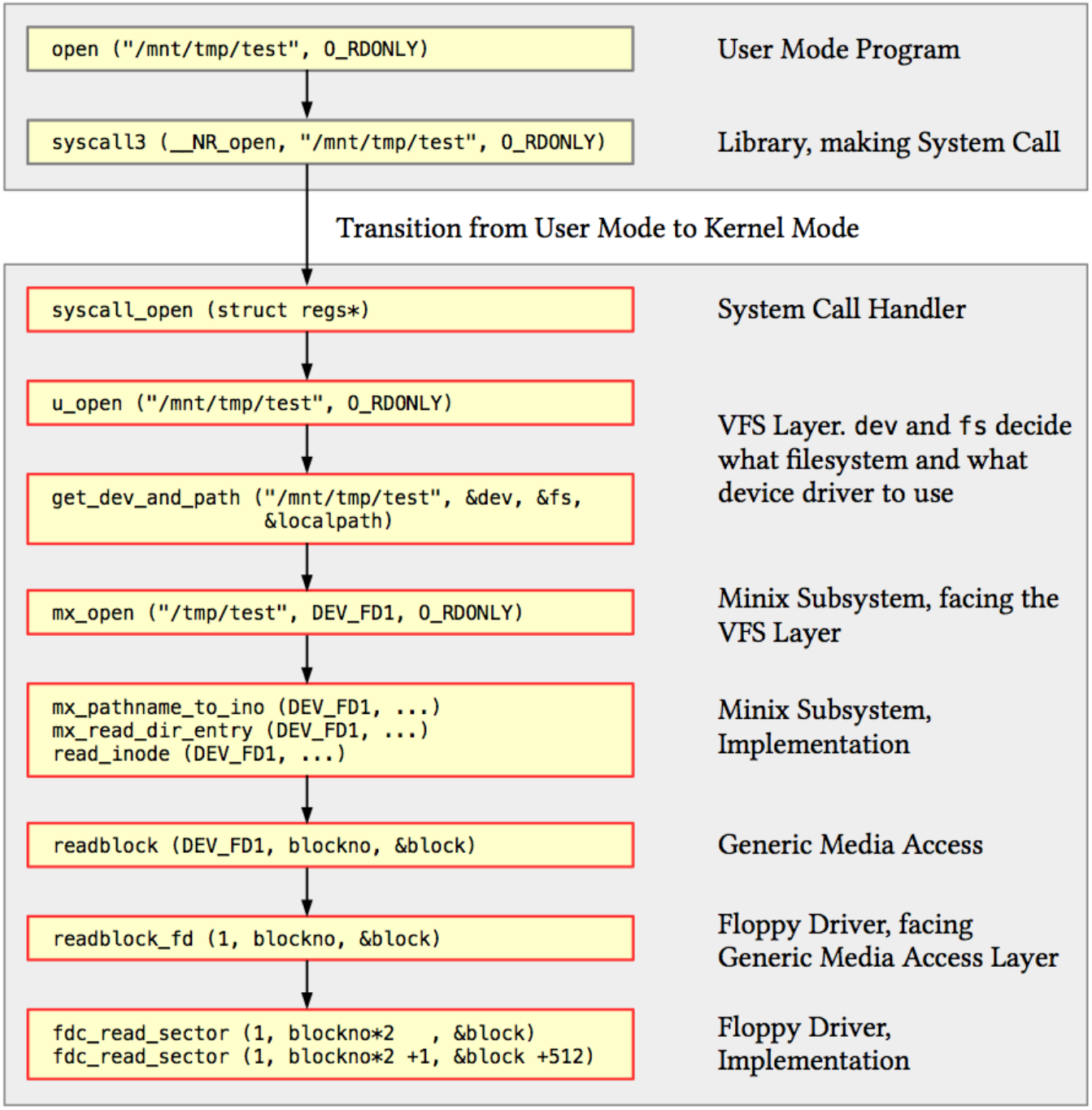
```
_start:                         ; tell linker entry point
        mov edx,len             ; message length
        mov ecx,msg             ; message to write
        mov ebx,1               ; file descriptor (stdout)
        mov eax,4               ; system call number (sys_write)
        int 0x80                ; software interrupt 0x80
        mov eax,1               ; system call number (sys_exit)
        int 0x80                ; software interrupt 0x80

section .data
msg     db 'Hello, world!',0xa  ; the string to be printed
len     equ $ - msg             ; length of the string
```

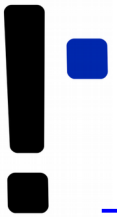
Beispiel *Implementation*

Dateizugriff im Lehr-BS Ulix (siehe Ulix-Buch, S. 407)

`syscall3()`

- kopiert drei Argumente in EAX, EBX, ECX
- führt `int 0x80` aus
- liest Rückgabewert aus EAX

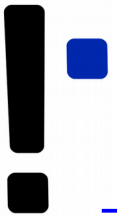




System-Call-Nummern

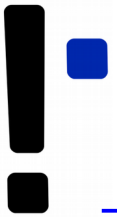
/usr/include/asm/unistd_32.h: Über 300 System Calls

```
/*
 * This file contains the system call
 * numbers.                                */

#define __NR_restart_syscall      0
#define __NR_exit                 1
#define __NR_fork                 2
#define __NR_read                 3
#define __NR_write                4
#define __NR_open                 5
#define __NR_close                6
#define __NR_waitpid              7
#define __NR_creat                8
#define __NR_link                 9
#define __NR_unlink              10
#define __NR_execve              11
#define __NR_chdir               12
#define __NR_time                13
#define __NR_mknod               14
#define __NR_chmod               15
#define __NR_lchown              16
#define __NR_break               17
#define __NR_oldstat             18
#define __NR_lseek               19
#define __NR_getpid              20
#define __NR_mount               21
#define __NR_umount              22
#define __NR_setuid              23
#define __NR_getuid              24
#define __NR_stime               25
#define __NR_ptrace              26
#define __NR_alarm               27
#define __NR_oldfstat            28
#define __NR_pause               29
#define __NR_utime               30
#define __NR_stty                31
#define __NR_gtty                32
#define __NR_access              33
#define __NR_nice                34
#define __NR_ftime               35
#define __NR_sync                36
#define __NR_kill                37
...
```



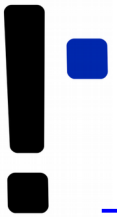
System Calls für Programmierer:

Standardfunktionen in C



System Calls / User-Mode-Bibliothek

- Standardbibliotheken stellen Wrapper für System Calls bereit
- hier nur kleine Auswahl:
  - Dateizugriff: `open`, `read`, `write`, `close`
  - Prozesse: `fork`, `exit`, `execl(p)`



Linux System Calls (2)

open( )
Daten zum Lesen/Schreiben öffnen

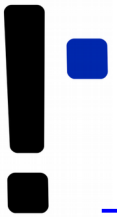
```
int open(const char *pathname, int flags);
int open(const char *pathname, int flags, mode_t mode);
int creat(const char *pathname, mode_t mode);
```

Rückgabewert: File Descriptor

```
man 2 open
```

Beispiel:

```
fd = open("/tmp/datei.txt",O_RDONLY);
```



Linux System Calls (3)

`read( )`
Daten aus Datei (File Descriptor) lesen

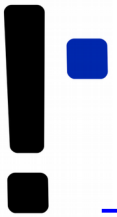
```
ssize_t read(int fd, void *buf, size_t count);
```

Rückgabewert: Anzahl gelesene Bytes

```
man 2 read
```

Beispiel:

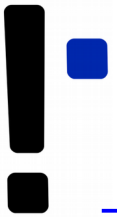
```
int bufsiz=128; char line[bufsiz+1];
int fd = open( "/etc/fstab", O_RDONLY );
int len = read ( fd, line, bufsiz );
```



Linux System Calls (4)

Beispiel: `read( )` und `open( )`

```
#include <sys/types.h>
#include <sys/stat.h>
#include <fcntl.h>
#include <unistd.h>
#include <stdio.h>
int main (void) {
  int len; int bufsiz=128; char line[bufsiz+1];
  line[bufsiz] = '\0';
  int fd = open( "/etc/fstab", O_RDONLY );
  while ( (len = read ( fd, line, bufsiz )) > 0 ) {
    if ( len < bufsiz) { line[len]='\0'; }
    printf ("%s", line );
  }
  close(fd);
  return 0;
}
```



Linux System Calls (5)

`write( )`
Daten in Datei (File Descriptor) schreiben

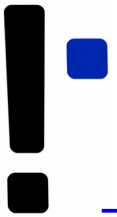
```
ssize_t write(int fd, void *buf, size_t count);
```

Rückgabewert: Anzahl geschriebene Bytes

```
man 2 write
```

Beispiel:

```
main() {
   char message[] = "Hello world\n";
   int fd = open( "/tmp/datei.txt",
     O_CREAT | O_WRONLY, S_IRUSR | S_IWUSR );
   write ( fd, message, strlen(message) );
   close(fd);
   exit(0);
}
```



Linux System Calls (6)

`close( )`
Datei (File Descriptor) schließen

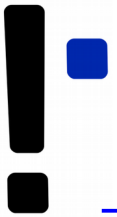
```
int close(int fd);
```

Rückgabewert: 0 bei Erfolg, sonst -1 (`errno` enthält dann Grund)

```
man 2 close
```

Beispiel:

```
close(fd);
```



Linux System Calls (7)

`exit( )`
Programm beenden

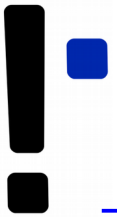
```
void exit(int status);
```

Kein Rückgabewert, aber *status* wird an aufrufenden Prozess weitergegeben.

```
man 3 exit
```

Beispiel:

```
exit(0);
```



Linux System Calls (8)

`fork( )`
neuen Prozess starten

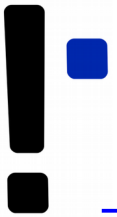
```
pid_t fork(void);
```

Rückgabewert: Child-PID (im Vaterprozess); 0 (im Sohnprozess); -1 (im Fehlerfall)

```
man fork
```

Beispiel:

```
pid=fork()
```



Linux System Calls (9)

exec( )
Anderes Programm im Prozess laden

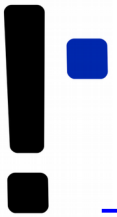
```
int execl(const char *path, const char *arg, ...);
int execlp(const char *file, const char *arg, ...);
int execle(const char *path, const char *arg , ..., char * const envp[]);
int execv(const char *path, char *const argv[]);
int execvp(const char *file, char *const argv[]);
```

Rückgabewert: keiner (Funktion kehrt nicht zurück)
Parameter arg0 (Name), arg1, ...; letztes Argument: NULL-Zeiger

```
man 3 exec
```

Beispiele:

```
execl ("/usr/bin/vi", "", "/etc/fstab", (char *) NULL);
execlp ("vi", "", "/etc/fstab", (char *) NULL);
```



Header-Dateien einbinden

Am Anfang jedes C-Programms:

```
#include <fcntl.h>
#include <sys/types.h>
#include <sys/stat.h>
#include <stdlib.h>
```

sys/stat.h enthält z. B. S_IRUSR, S_IWUSR
fcntl.h enthält z. B. O_CREAT, O_WRONLY