Betriebssysteme Theorie

WS 2011/12

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

Foliensatz B (24.09.2011)
Interrupts

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;
}
```

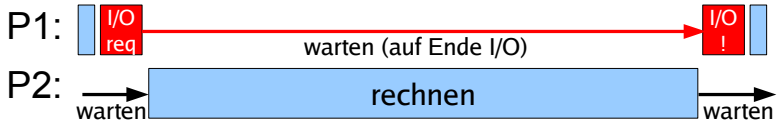

Motivation (2)

- 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 bearbeitet 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 abgeschlossen“
- **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

Interrupt-Bearbeitung (1)

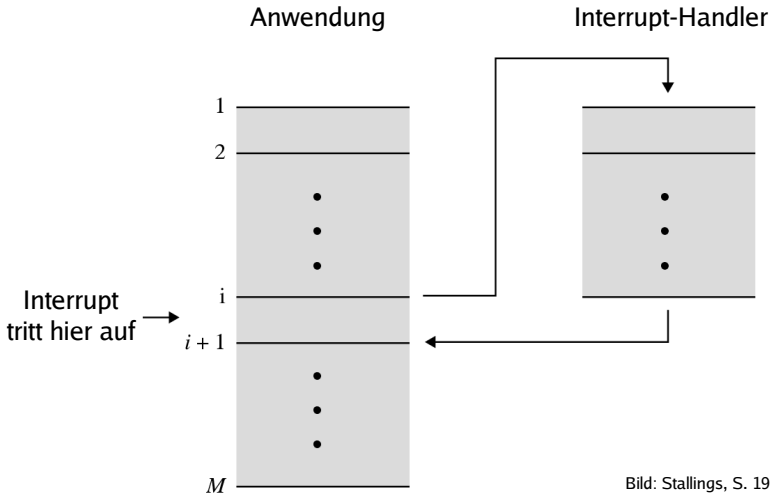


Bild: Stallings, S. 19

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

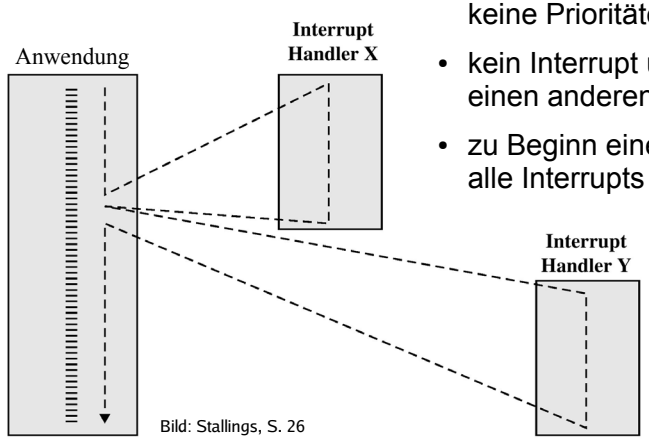


Bild: Stallings, S. 26

Mehrfach-Interrupts (2)

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

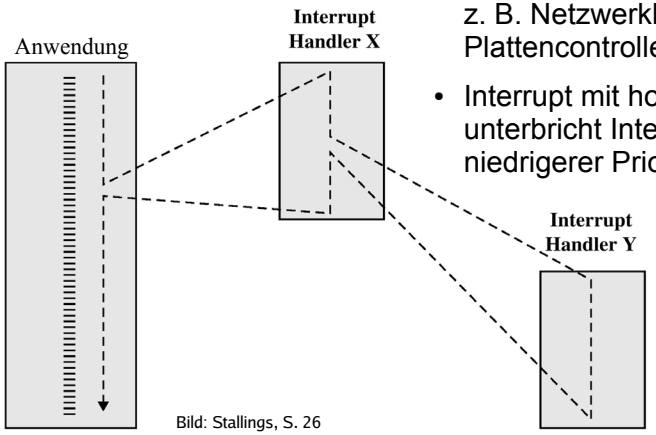


Bild: Stallings, S. 26

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

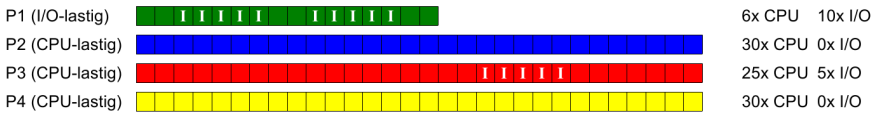
- **CPU-lastiger Prozess**
  - Prozess benötigt überwiegend CPU-Rechenzeit und vergleichsweise wenig I/O-Operationen
  - Längere Rechenphasen werden nur gelegentlich durch I/O-Wartezeiten unterbrochen
- **I/O-lastiger Prozess**
  - Prozess führt viele I/O-Operationen durch und benötigt vergleichsweise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

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

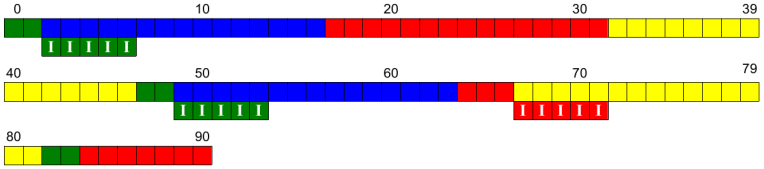
Multitasking und Interrupts

- 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

Praxis: Interrupts unter Linux

Praxis

```
[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)

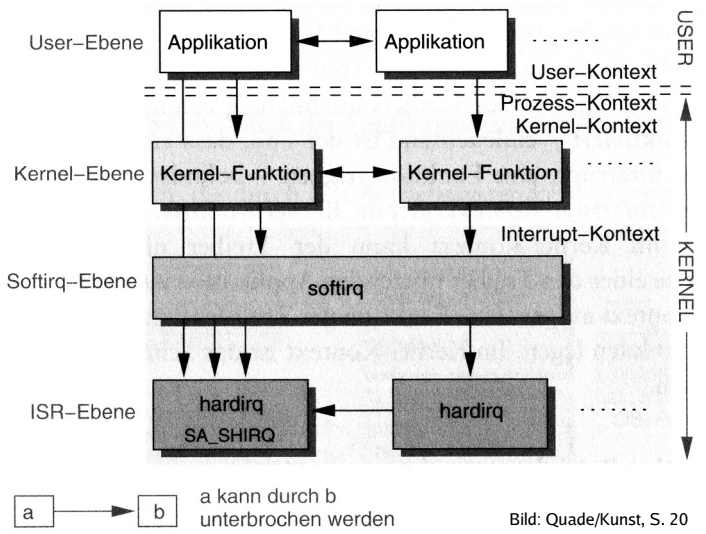


Bild: Quade/Kunst, S. 20

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/

Sys-Calls: Software Interrupts

- **System Call:** Mechanismus, über den ein Anwendungsprogramm Dienstleistungen des BS nutzt.
- Führt eine Anwendung einen System Call aus, schaltet das BS in den **Kernel-Modus** („privilegierten Modus“) um.
- Für viele Aufgaben (etwa Zugriff auf Geräte oder Kommunikation mit anderen Prozessen) sind Rechte nötig, die normale Anwendungen nicht besitzen (User mode vs. Kernel mode). Das geht dann nur mit System Calls.
- Oft implementiert über **Software Interrupt** (**Trap**). Nach Interrupt Wechsel in den Kernel-Modus.
- System-Call-Nummer in ein Register eintragen und den Software-Interrupt auslösen

System Calls (2)

/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 (3)

Beispiel für einen System Call:

Library-Funktion *fread( )*

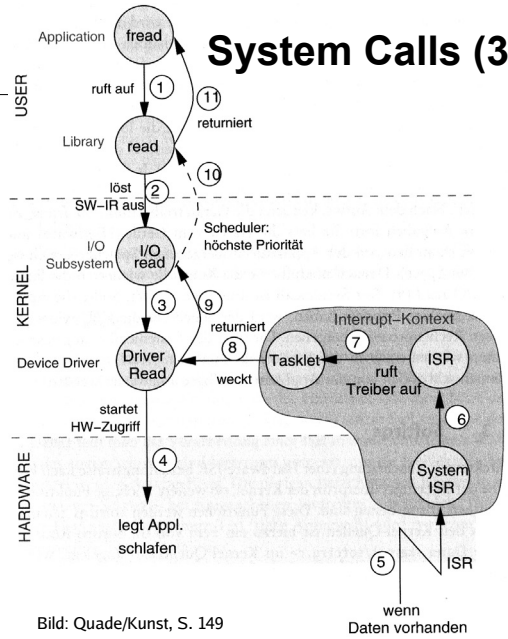


Bild: Quade/Kunst, S. 149

System Calls für Programmierer:

Standardfunktionen in C

`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);
```


`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 );
```


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;
}
```

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, sizeof(message) );
  close(fd);
  exit(0);
}
```


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);
```


exit( )
Programm beenden

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

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

```
man 3 exit
```

Beispiel:

```
exit(0);
```


fork( )
neuen Prozess starten

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

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

```
man fork
```

Beispiel:

```
pid=fork()
```

exec(): Anderes Programm in 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);
```


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