Teil III

Organisation von Rechensystemen

Überblick

Verschiedenheit zwischen Quell- und Zielsprache

Faustregel: $\left\{ \begin{array}{lll} \text{Quellsprache} & \longrightarrow & \text{höheres} \\ \text{Zielsprache} & \longrightarrow & \text{niedrigeres} \end{array} \right\}$ Abstraktionsniveau

engl. *semantic gap* [13]

The difference between the complex operations performed by high-level constructs and the simple ones provided by computer instruction sets. It was in an attempt to try to close this gap that computer architects designed increasingly complex instruction set computers.

☞ Kluft zwischen gedanklich Gemeintem und sprachlich Geäußertem

Matrix-Matrix Multiplikation

Problemskizze

Multiplikation von zwei 2×2 Matrizen:

$$\begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} \\ a_{21} & a_{22} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} b_{11} & b_{12} \\ b_{21} & b_{22} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} a_{11}b_{11} + a_{12}b_{21} & a_{11}b_{12} + a_{12}b_{22} \\ a_{21}b_{11} + a_{22}b_{21} & a_{21}b_{12} + a_{22}b_{22} \end{pmatrix}$$

Daraus lässt sich für $C = A \times B$ allgemein ableiten:

$$C_{i,j} = \sum_k A_{ik} \cdot B_{kj}$$

Matrix-Matrix Multiplikation (Forts.)

Umsetzung in ein Programm (vi multiply.c)

Implementierung in C, $N = 2$

```
typedef int Matrix [N][N];
void multiply (const Matrix a, const Matrix b, Matrix c) {
    unsigned int i, j, k;
    for (i = 0; i < N; i++)
        for (j = 0; j < N; j++) {
            c[i][j] = 0;
            for (k = 0; k < N; k++)
                c[i][j] += a[i][k] * b[k][j];
        }
}
```


Matrix-Matrix Multiplikation (Forts.)

Umwandlung in ein semantisch äquivalentes Programm (gcc -S multiply.c)

```
_multiply:
  pushl %ebp
  movl  %esp,%ebp
  pushl %edi
  pushl %esi
  pushl %ebx
  subl  $12,%esp
  movl  $0, -16(%ebp)
  movl  16(%ebp),%edi
L16:
  movl  $0,-20(%ebp)
  movl  -16(%ebp),%eax
  movl  -16(%ebp),%ebx
  sall  $3,%eax
  addl  %ebx,%ebx
  movl  %eax,-24(%ebp)
  .align 16
```

```
L15:
  movl  $0,(%edi,%ebx,4)
  movl  -20(%ebp),%edx
  xorl  %esi,%esi
  movl  12(%ebp),%eax
  leal  (%eax,%edx,4),%ecx
  movl  8(%ebp),%eax
  movl  -24(%ebp),%edx
  addl  %eax,%edx
L14:
  movl  (%ecx),%eax
  incl  %esi
  addl  $8,%ecx
  imull (%edx),%eax
  addl  $4,%edx
  addl  %eax,(%edi,%ebx,4)
```

```
cmpl  $1,%esi
jbe L14
incl  -20(%ebp)
incl  %ebx
cmpl  $1,-20(%ebp)
jbe L15
incl  -16(%ebp)
cmpl  $1,-16(%ebp)
jbe L16
addl  $12,%esp
popl  %ebx
popl  %esi
popl  %edi
popl  %ebp
ret
```

Matrix-Matrix Multiplikation (Forts.)

Verschiedenheit zwischen Quell- und Zielsprache

Ebene der Problemskizze ☞ 1 Summenformel

- welches Problem behandelt wird, ist (nahezu) offensichtlich
- eine semantische Lücke ist eigentlich nicht vorhanden

Ebene der Programmiersprache C ☞ 5 Komplexschritte

- welches Problem behandelt wird, ist (für Experten) noch erkennbar
- die semantische Lücke ist vergleichsweise klein

Ebene der Assembliersprache (x86) ☞ 43+n Maschinenanweisungen

- welches Problem behandelt wird, ist (eigentlich) nicht erkennbar
- die semantische Lücke ist vergleichsweise sehr groß

Matrix-Matrix Multiplikation (Forts.)

Objektmodul — das fast ausführbare Programm

Maschinenkode (x86) in Hex

```
5589E557565383EC0CC745F0000000008B7D10C745EC0000
00008B45F08B5DF0C1E00301DB8945E8908DB42600000000
C7049F000000008B55EC31F68B450C8D0C908B45088B55E8
01C28B014683C1080FAF0283C20401049F83FE0176ECFF45
EC43837DEC0176C8FF45F0837DF00176A283C40C5B5E5F5D
C3
```

Ebene der Maschinensprache (x86) ☞ 121 Bytes

- welches Problem behandelt wird, ist überhaupt nicht mehr erkennbar
- die semantische Lücke ist (nahezu) unendlich groß

Matrix-Matrix Multiplikation (Forts.)

$C_{i,j} = \sum_k A_{ik} \cdot B_{kj} \overset{?}{\Longleftrightarrow}$ `5589E5 ... 5F5DC3`

Die Diskrepanz zwischen der vom Menschen skizzierten Problemlösung und dem dazu korrespondierenden, von der Maschine „x86“ ausführbaren Programm, ist beträchtlich.

Abstraktion half, sich auf das Wesentliche konzentrieren zu können

- eine virtuelle Maschine zur Matrixmultiplikation entstand
- die schrittweise abgebildet wurde auf eine reale Maschine

Semantische Lücke schrittweise schließen

[Problem]

Hochsprache
⇑
semantische Lücke
⇓
CPU-Steuerinformationen

[Ausführung]

Die Ausdehnung der Lücke variiert:

- bei gleich bleibendem Problem mit der Plattform (dem System)
- bei gleich bleibender Plattform mit dem Problem (der Anwendung)

Lückenschluss ist ganzheitlich zu sehen

Problemlösungen über virtuelle Maschinen auf die reale Maschine abbilden

Hierarchie virtueller Maschinen

Interpretation und Übersetzung

Ebene		
n	virtuelle Maschine M_n mit Maschinensprache S_n	Programme in S_n werden von einem auf einer tieferen Maschine laufenden Interpreter gedeutet oder in Programme tieferer Maschinen übersetzt
⋮	⋮	⋮
2	virtuelle Maschine M_2 mit Maschinensprache S_2	Programme in S_2 werden von einem auf M_1 bzw. M_0 laufenden Interpreter gedeutet oder nach S_1 bzw. S_0 übersetzt
1	virtuelle Maschine M_1 mit Maschinensprache S_1	Programme in S_1 werden von einem auf M_0 laufenden Interpreter gedeutet oder nach S_0 übersetzt
0	reale Maschine M_0 mit Maschinensprache S_0	Programme in S_0 werden direkt von der Hardware ausgeführt

Programme leisten die Abbildung

Kompilierer (engl. *compiler*) und Interpretierer (engl. *interpreter*)

Kom|pi|la|tor *lat.* (Zusammenträger)

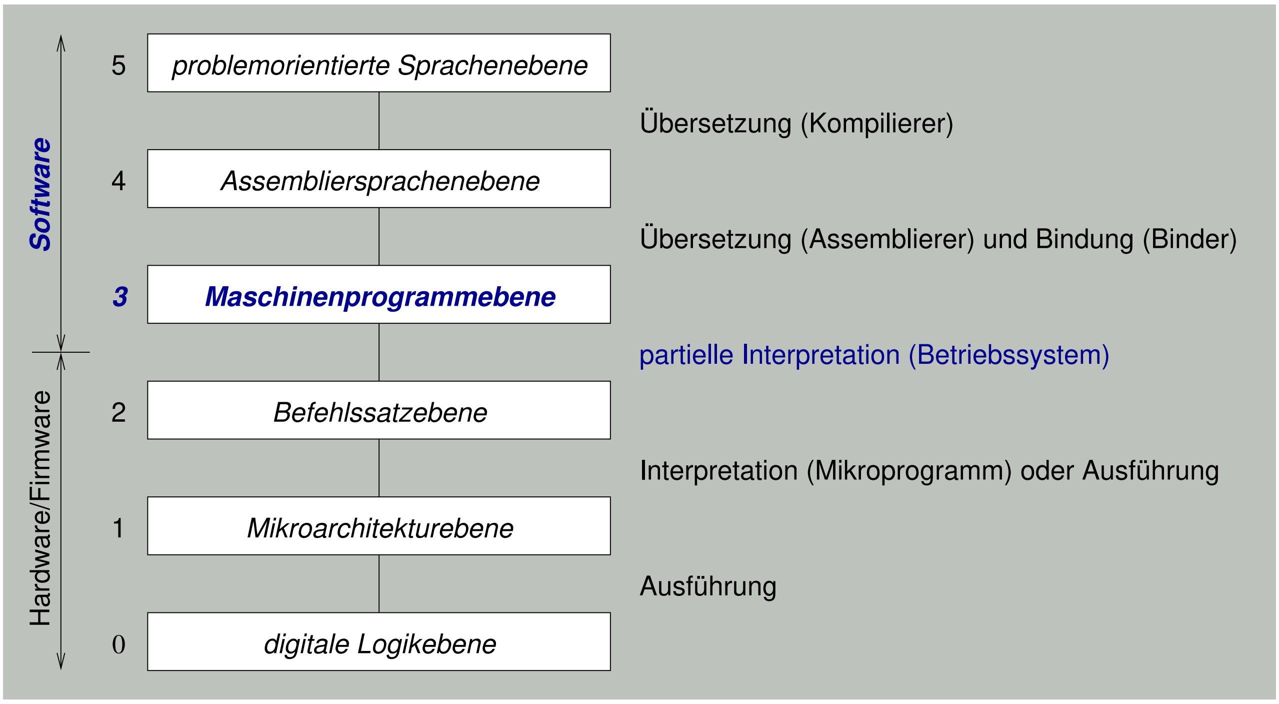
Ein typischerweise in Software realisierter *Prozessor*, der Programme einer bestimmten *Quellsprache* (z.B. C++) in semantisch äquivalente Programme einer bestimmten *Zielsprache* (z.B. C oder Assembler) transformiert.

In|ter|pret *lat.* (Ausleger, Erklärer, Deuter)

Ein in Hard-, Firm- oder Software realisierter *Prozessor*, der Programme einer bestimmten Quellsprache (z.B. Basic, Perl, C, `sh(1)`) „direkt“ ausführt. Bei *Vorübersetzung* durch einen Kompilierer werden die Programme zunächst in eine für die Interpretation günstigere Repräsentation (z.B. Pascal P-Code, Java Bytecode, x86-Befehle) transformiert.

Hardware/Software Hierarchie

Betriebssystem als Interpret



Elementaroperationen der einzelnen Ebenen

Softwaremaschinen

Problemorientierte Programmiersprachenebene

„Höhere Programmiersprachen“ erlauben die abstrakte und plattformunabhängige Formulierung von Problemlösungen. Programme setzen sich zusammen aus Konstrukten zur Selektion und Iteration, zur Formulierung von Sequenzen, Blockstrukturen, Prozeduren, zur Beschreibung von elementaren und abstrakte Datentypen und (getypten) Operatoren.

Assembliersprachenebene

Pseudobefehle (Assemblierer/Binder), mnemonisch ausgelegte Maschinenbefehle (ISA) und symbolisch bezeichnete Operanden (Speicheradressen, Register) und Adressierungsarten bilden die Programme (*symbolischer Maschinenkode*).

Elementaroperationen der einzelnen Ebenen (Forts.)

Softwaremaschinen

Maschinenprogrammebene

Legt die Betriebsarten fest, verwaltet die Betriebsmittel des Rechners und steuert bzw. überwacht die Abwicklung von Programmen. *Systemaufrufe* und *Maschinenbefehle* (ISA) bilden die Elementaroperationen der Programme (*binärer Maschinenkode*).

Brennpunkt von SOS_I: Betriebssysteme implementieren diese Ebene

- auf Basis der problemorientierten und Assembliersprachenebenen

Elementaroperationen der einzelnen Ebenen (Forts.)

Firm-/Hardwaremaschinen

Befehlssatzebene (engl. *instruction set architecture*, ISA)

Implementiert das *Programmiermodell* der CPU (z.B. CISC, RISC, VLIW). Programme bestehen aus *Mikroanweisungen* oder Konstrukten einer *Hardwarebeschreibungssprache* (z.B. VHDL, SystemC).

Mikroarchitekturebene

Beschreibt den Aufbau der Operations-/Steuerwerke, der Zwischenspeicher und die Befehlsverarbeitung. Programme bestehen aus Konstrukten einer *Hardwarebeschreibungssprache* (z.B. VHDL, SystemC).

Elementaroperationen der einzelnen Ebenen (Forts.)

Hardwaremaschinen

Digitale Logikebene

Bildet auf Basis von Transistoren, Gattern, Schaltnetzen und Schaltwerken die wirkliche Hardware des Rechners. Programme bestehen aus Elementen der *Boolschen Algebra*.

- maximale Flexibilität
- minimale Benutzerfreundlichkeit
- maximale Distanz von sehr vielen Problemdomänen

Abstraktionsniveau vs. Semantische Lücke

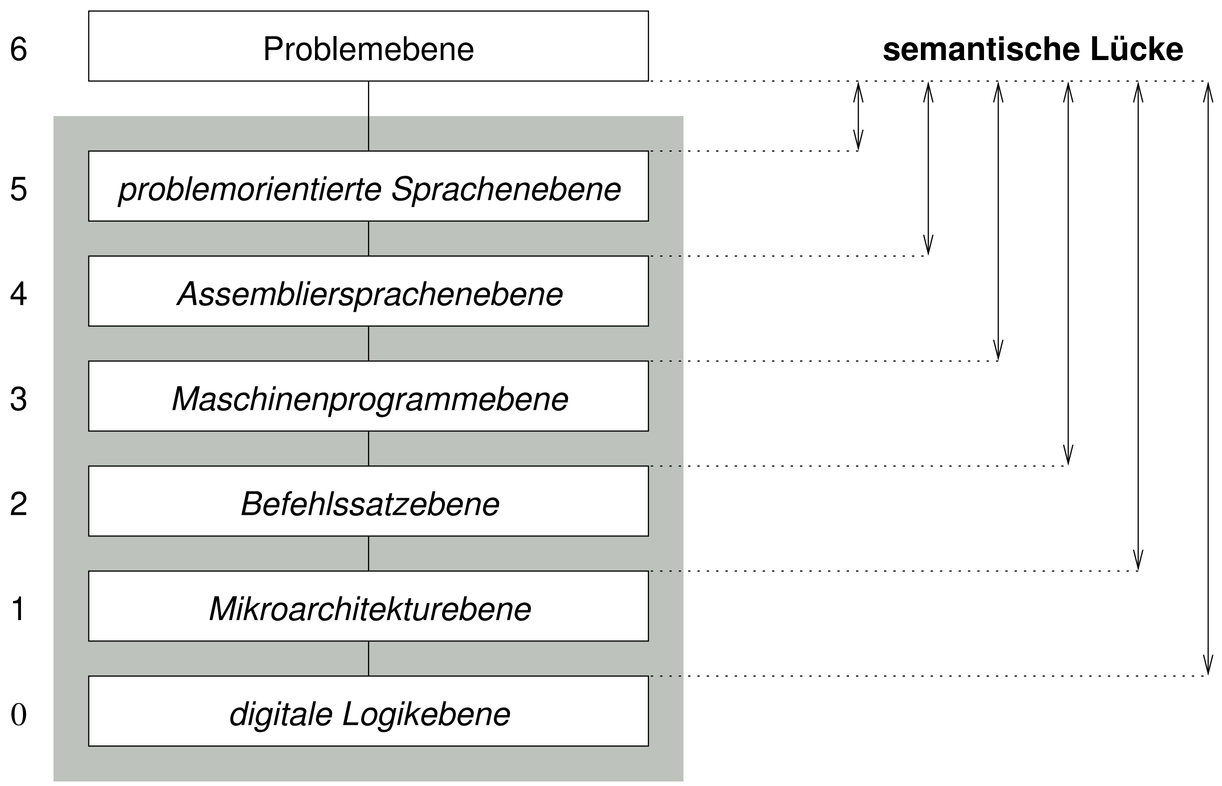


Abbildung durch Übersetzung

Ebene $_5$ $\longmapsto$ Ebene $_4$: Kompilierung

Ebene $_5$-Befehle „1:N“ in Ebene $_4$-Befehle übersetzen

- ein Hochsprachenbefehl ist eine Folge von Assembliersprachenbefehlen
  ☞ *semantisch äquivalente* Befehlsfolge
- im Zuge der Transformation ggf. Optimierungsstufen durchlaufen

Ebene $_4$ $\longmapsto$ Ebene $_3$: Assemblierung und Binden

Ebene $_4$-Befehle („Mnemoniks“) „1:1“ in Ebene $_3$-Befehle übersetzen

- ein Quellmodul in ein Objektmodul umwandeln
- mit Bibliotheken zum Maschinenprogramm zusammenbinden

Abbildung durch Interpretation

Ebene $_3$ $\longmapsto$ Ebene $_2$: Teilinterpretation (auch *partielle Interpretation*)

Ebene $_3$-Befehle als Folgen von Ebene $_2$-Befehlen ausführen

- Systemaufrufe aus den Ebene $_3$-Befehlstrom „herausfiltern“
- ein Ebene $_3$-Befehl aktiviert ein Ebene $_2$-Programm

Ebene $_2$ $\longmapsto$ Ebene $_1$: Interpretation

Ebene $_2$-Befehle als Folgen von Ebene $_1$-Befehlen ausführen

- Abruf- und Ausführungszyklus (engl. *fetch-execute-cycle*) der CPU
- ein Ebene $_2$-Befehl löst Ebene $_1$-Steueranweisungen aus

Prozessoren implementieren die Abbildungen

Ebene 5 ☞ Kompilierer

- Interpretation von Konstrukten/Anweisungen einer „Hochsprache“

Ebene 4 ☞ Assemblierer und Binder

- Interpretation von Anweisungen einer Assemblersprache

Ebene 3 ☞ Betriebssystem

- Interpretation von Systemaufrufen
- Ausführung von Ebene 3-Programmen (durch Teilinterpretation)

Ebene 2 ☞ Zentraleinheit (CPU)

- Interpretation von Instruktionen (an die ALU, FPU, MMU, ...)
- Ausführung von Ebene 2-Programmen

Programm der problemorientierten Sprachenebene

Echo

myecho.c

```
main () {
    char c;
    while (write(1, &c, read(0, &c, 1)) != -1) {}
}
```

Die Funktion `read(2)` überträgt ein Zeichen von Standardeingabe (0) an die Speicheradresse `&c`, deren Inhalt anschließend mit der Funktion `write(2)` zur Standardausgabe (1) gesendet wird. Die Schleife terminiert durch Unterbrechung, unter UNIX z.B. nach Eingabe von `^C`.

Programm der Assembliersprachenebene

myecho.s (generiert mit „gcc -O6 -S myecho.c“)

```
main () {...
main:
   pushl %ebp
   movl  %esp,%ebp
   pushl %esi
   pushl %ebx
   subl  $16,%esp
   leal  -9(%ebp),%ebx
   andl  $-16,%esp
   movl  %ebx,%esi
   .align 16
```

```
while (...){}
.L2:
   movl  %esi,4(%esp)
   movl  $1,%edx
   movl  %ebx,%esi
   movl  %edx,8(%esp)
   movl  $0,(%esp)
   call  read
   movl  %eax,8(%esp)
   movl  %ebx,4(%esp)
   movl  $1,(%esp)
   call  write
   incl  %eax
   jne .L2
```

```
...}
   leal  -8(%ebp),%esp
   popl  %ebx
   popl  %esi
   popl  %ebp
   ret
```


Programm der Assembliersprachenebene (Forts.)

Auszüge aus der C-Bibliothek (libc.a) des Kompilierers (gcc(1))

```
read:
   push %ebx
   movl 16(%esp),%edx
   movl 12(%esp),%ecx
   movl 8(%esp),%ebx
   mov  $3,%eax
   int  $0x80
   pop  %ebx
   cmp  $-4095,%eax
   jae  __syscall_error
   ret
```

```
__syscall_error:
   neg %eax
   mov %eax,errno
   mov $-1,%eax
   ret

   .comm errno,16
```

```
write:
   push %ebx
   movl 16(%esp),%edx
   movl 12(%esp),%ecx
   movl 8(%esp),%ebx
   mov  $4,%eax}
   int  $0x80
   pop  %ebx
   cmp  $-4095,%eax
   jae  __syscall_error
   ret
```

- ☞ Der Binder (ld(1)) wird diese Funktionen später hinzufügen
- ☞ Teilinterpretation: int $0x80 schaltet um von Ebene $_2$ zu Ebene $_3$

Programm der Assembliersprachenebene (Forts.)

Auszüge aus Linux (`kernel-source-2.4.20/arch/i386/kernel/entry.S`)

Sichern

```
system_call:
  pushl %eax
  cld
  pushl %es
  pushl %ds
  pushl %eax
  pushl %ebp
  pushl %edi
  pushl %esi
  pushl %edx
  pushl %ecx
  pushl %ebx
  ...
```

Behandeln

```
  ...
  cmpl  $(NR_syscalls),%eax
  jae   badsys
  call  *sys_call_table(,%eax,4)
  movl  %eax,24(%esp)
ret_from_sys_call:
  ...
badsys:
  movl  $-ENOSYS,24(%esp)
  jmp   ret_from_sys_call
```

Wiederherstellen

```
  ...
  popl  %ebx
  popl  %ecx
  popl  %edx
  popl  %esi
  popl  %edi
  popl  %ebp
  popl  %eax
  popl  %ds
  popl  %es
  addl  $4,%esp
  iret
```


Programm der problemorientierten Sprachenebene (Forts.)

Auszüge aus Linux (`kernel-source-2.4.20/fs/read_write.c`)

Systemaufrufe implementierende Programme

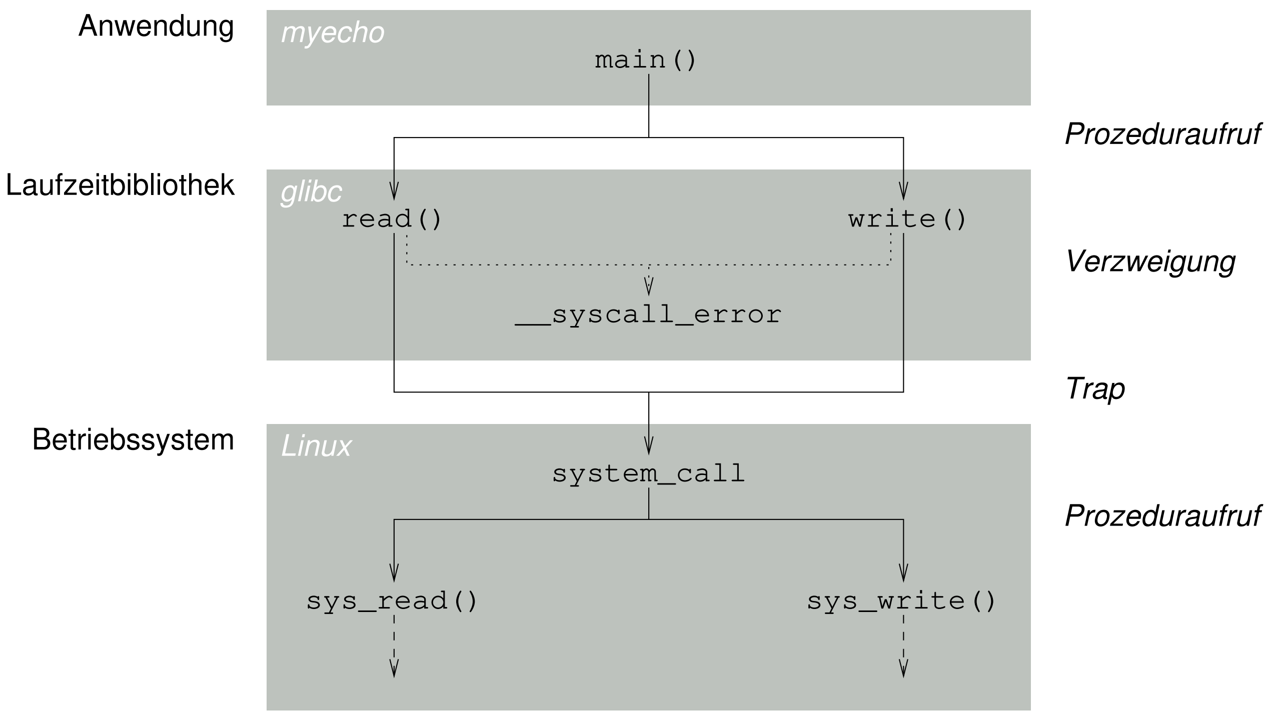
```
asmlinkage ssize_t sys_read(unsigned int fd, char * buf, size_t count) {
    ssize_t ret;
    struct file * file;

    ret = -EBADF;
    file = fget(fd);
    if (file) {
        ...
    }
    return ret;
}

asmlinkage ssize_t sys_write ...
```

Softwaresystem „`myecho`“

Aufrufhierarchie



Systemaufrufschnittstelle (engl. *system call interface*)

UNIX Programmers Manual (UPM), Lektion 2 — `man(2)`

```
read:
  push %ebx
  movl 16(%esp),%edx
  movl 12(%esp),%ecx
  movl 8(%esp),%ebx
  mov  $3,%eax
  int  $0x80
  pop  %ebx
  cmp  $-4095,%eax
  jae  __syscall_error
  ret
```

Aufrufstümpfe verbergen die technische Auslegung der Interaktion zwischen Anwendungsprogramm und Betriebssystem

- „nach außen“ erscheint ein Systemaufruf als normaler Prozeduraufruf
- „nach innen“ setzt ein Systemaufruf eine (synchrone) Programmunterbrechung ab

Systemaufrufe sind spezielle „Prozedurfernaufrufe“, die ggf. bestehende Schutzdomänen in kontrollierter Weise überwinden müssen

- getrennte Adressräume für Anwendungsprogramm und Betriebssystem
- Ein-/Ausgabeparameter in Registern übergeben, „Trap“ auslösen

Laufzeitumgebung (engl. *runtime environment*)

UNIX Programmers Manual (UPM), Lektion 3 — `man(3)`

Programmbausteine in Form eines zur Laufzeit zur Verfügung gestellten universellen Satzes von Funktionen und Variablen

- Lesen/Schreiben von Dateien, Ein-/Ausgabegeräte steuern
- Daten über Netzwerke transportieren oder verwalten
- formatierte Ein-/Ausgabe, ...

Laufzeitbibliothek von C unter UNIX (Auszug)

`man(3)`		`printf` ↓ `putchar`	`scanf` ↓ `getchar`	`malloc`	`free`	`perror` ↓ `errno`
		↓	↓	↓		
`man(2)`	`socket`	`write`	`read`	`sbreak`		

Organisation von Maschinenprogrammen

„Die Drei von der Tankstelle“

Anwendungsroutinen (des Rechners)

- bei C/C++ die Funktion `main()` und anderes Selbstgebautes
- setzen u.a. Betriebssystem- oder Laufzeitsystemaufrufe ab

Laufzeitsystem (des Kompilierers/Betriebssystems)

- bei C z.B. die Bibliotheksfunktionen `printf(3)` und `malloc(3)`
- setzt Betriebssystem- oder (andere) Laufzeitsystemaufrufe ab

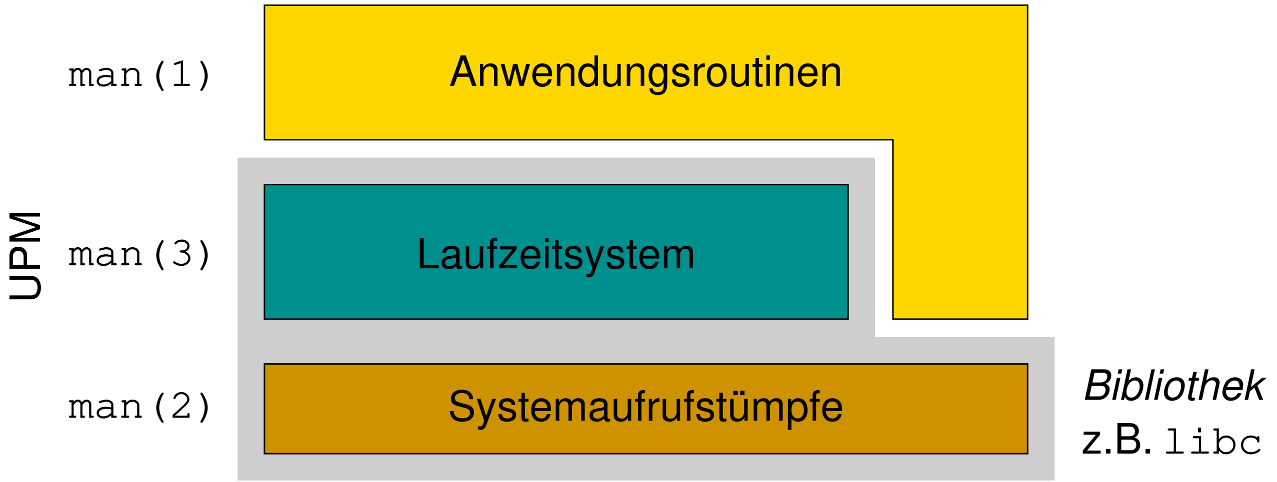
Systemaufrufstümpfe (des Betriebssystems)

- bei UNIX z.B. die Bibliotheksfunktionen `write(2)` und `sbreak(2)`
- setzen synchrone Programmunterbrechungen (d.h. Traps) ab

☞ bilden zusammengebunden ein Anwendungsprogramm

Organisation von Maschinenprogrammen (Forts.)

Software(grob)struktur innerhalb eines Benutzeradressraums

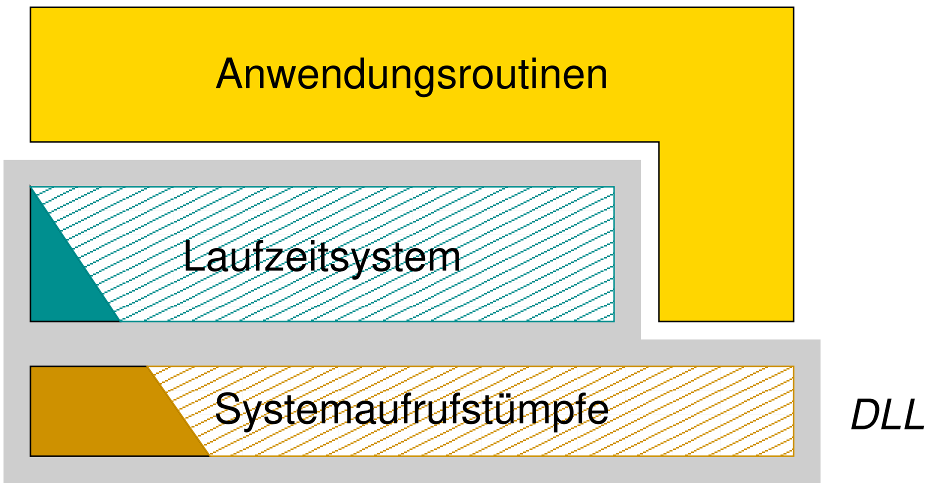


Modell für eine statische Bibliothek (`gcc` bzw. `ld -static ...`)

- auch Dienstprogramme (z.B. `ls(1)`) sind so repräsentiert
- der Aufbau spiegelt jedoch nur die logische Struktur wieder
- dynamisches Binden von Bibliotheken liefert eine andere Sicht. . .

Organisation von Maschinenprogrammen (Forts.)

Dynamische Bibliothek (engl. *shared library*, UNIX; *dynamic link library* (DLL), Windows)



Bibliotheksfunktionen erst bei Bedarf (vom Betriebssystem) einbinden

- z.B. beim erstmaligen Aufruf („*trap on use*“, Multics [14])
- enorme Speicherplatzersparnis — im Hintergrundspeicher (Platte) !!!
- ein bindender Lader ist Bestandteil des Betriebssystems

Zusammenspiel von Ebene $_2$ und Ebene $_3$

Elementaroperationen der Maschinenprogrammebene

Maschinenprogramme umfassen zwei Sorten von Befehlen:

1. Aufrufe an das Betriebssystem (Ebene $_3$)
   - explizit als Systemaufruf (engl. *system call*) kodiert
   - implizit als Programmunterbrechung (engl. *trap*, *interrupt*) ausgelöst
2. Anweisungen an die CPU (Ebene $_2$)

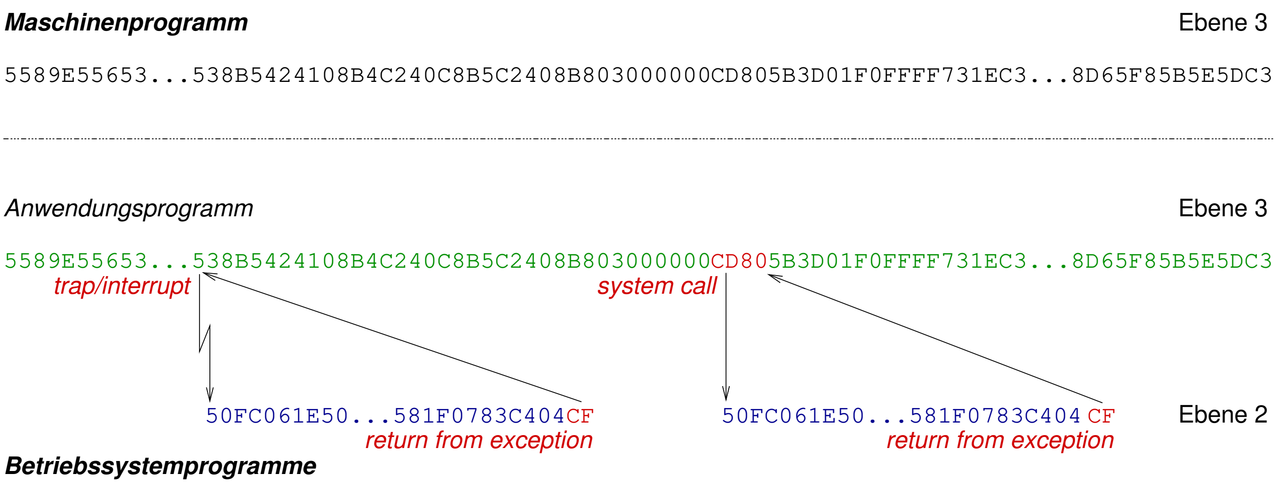
Ausführende Instanz ist immer die CPU, die nur Ebene $_2$-Befehle kennt

- Ebene $_3$-Befehle { werden „wahrgenommen“, nicht ausgeführt; signalisieren eine Ausnahme (engl. *exception*) }

Das Betriebssystem fängt Ebene $_3$-Befehle ab, behandelt Ausnahmen

Zusammenspiel von Ebene $_2$ und Ebene $_3$ (Forts.)

Programmunterbrechungen bewirken partielle Interpretation



Programme der Maschinenprogrammebene

Hybride Ebene

Ebene $_3$-Befehle...

- sind „normale“ Befehle der Ebene $_2$, die die CPU ausführt
- sind „ausnahmebedingte“ Befehle, die das Betriebssystem ausführt

...implementieren z.B. Adressräume, Dateien, Prozesse

- Interpret dieser zusätzlichen Befehle ist das Betriebssystem

Betriebssysteme werden aktiviert...

- im Falle eines Systemaufrufs (`CD80`), programmiert
- im Falle von Ausnahmesituationen, nicht programmiert

...und deaktivieren sich immer selbst, programmiert (`CF`)

Unterbrechungsarten und Ausnahmesituationen

Zwei Kategorien von Ausnahmesituationen werden unterschieden:

1. die „Falle“ (engl. *trap*)
2. die „Unterbrechung“ (engl. *interrupt*)

Unterschiede ergeben sich hinsichtlich...

- Quelle
- Synchronität
- Vorhersagbarkeit
- Reproduzierbarkeit

Behandlung ist zwingend und grundsätzlich prozessorabhängig

Synchrone Programmunterbrechung

Trap — synchron, vorhersagbar, reproduzierbar

Ein in die Falle gelaufenes („ge*trap*ptes“) Programm, das unverändert wiederholt und jedesmal mit den selben Eingabedaten versorgt auf ein und dem selben Prozessor zur Ausführung gebracht wird, wird auch immer wieder an der selben Stelle in die selbe Falle tappen:

- unbekannter Befehl, falsche Adressierungsart oder Rechenoperation
- Systemaufruf, Adressraumverletzung, unbekanntes Gerät
- Seitenfehler im Falle lokaler Ersetzungsstrategien

☞ Trapvermeidung ist ohne Behebung der Ausnahmebedingung unmöglich

Asynchrone Programmunterbrechung

Interrupt — asynchron, unvorhersagbar, nicht reproduzierbar

Ein „externer Prozess“ (z.B. ein Gerät) signalisiert einen Interrupt unabhängig vom Arbeitszustand des gegenwärtig sich in Ausführung befindlichen Programms. Ob und ggf. an welcher Stelle das betreffende Programm unterbrochen wird, ist nicht vorhersehbar:

- Signalisierung „externer“ Ereignisse
- Beendigung einer DMA- bzw. E/A-Operation
- Seitenfehler im Falle globaler Ersetzungsstrategien

☞ Ausnahmesituationsbehandlung muss nebeneffektfrei verlaufen

Trap oder Interrupt?

```
#include <stdlib.h>

float frandom () {
    return random()/random();
}
```

Division durch 0 ...

- Programmunterbrechung (je nach CPU)
- wird zufällig geschehen

Programmierfehler, der sich jedoch nicht zwingend auswirken muss:

- die Unterbrechung verläuft synchron zum Programmablauf . . . . . . Trap
- die Unterbrechungsstelle im Programm ist vorhersagbar . . . . Trap
- der Zufall macht die Unterbrechung nicht reproduzierbar . . . . Interrupt

Trap oder Interrupt? (Forts.)

```
extern edata, end;
int main () {
    char* p = (char*)&edata;
    do *p++ = 0;
    while (p != (char*)&end);
}
```

Indirekte Adressierung (*p++) ...

- Programmunterbrechung (je nach Systemauslastung)
- trotz korrektem Text

Seitenfehler (engl. *page fault*), vorbehaltlich eines virtuellen Speichers

- die Unterbrechung verläuft synchron zum Programmablauf . . . . . . Trap

Diskussionsstoff liefert die Ersetzungsstrategie (engl. *replacement policy*)

- lokal: Stelle vorhersagbar, Unterbrechung reproduzierbar . . . . Trap
- global: unvorhersagbar und nicht reproduzierbar . . . . Interrupt

Ausnahmesituationen sind Betriebssystemnormalität

Ereignisse, oftmals unerwünscht aber nicht immer eintretend:

- Signale von der Peripherie (z.B. E/A, Zeitgeber oder „Wachhund“)
- Wechsel der Schutzdomäne (z.B. Systemaufruf)
- Programmierfehler (z.B. ungültige Adresse)
- unerfüllbare Speicheranforderung (z.B. bei Rekursion)
- Einlagerung auf Anforderung (z.B. beim Seitenfehler)
- Warnsignale von der Hardware (z.B. Energiemangel)

Ereignisbehandlung, die problemspezifisch zu gewährleisten ist:

- als Ausnahme während der „normalen“ Programmausführung

Modelle zur Ausnahmebehandlung [15]
(engl. *exception handling*)

Wiederaufnahmemodell (engl. *resumption model*)

Die erfolgreiche Behandlung der Ausnahmesituation führt zur Fortsetzung der Ausführung des unterbrochenen Programms. Ein Trap kann, ein Interrupt muss nach diesem Modell behandelt werden.

Beendigungsmodell (engl. *termination model*)

Konnte (oder sollte) die Ausnahmesituation nicht behandelt werden, wird ein schwerwiegender Fehler konstatiert, der zum Abbruch des unterbrochenen Programms führen muss. Ein Trap kann, ein Interrupt darf niemals nach diesem Modell behandelt werden.

☞ Auslösung (engl. *raising*) einer Ausnahme bedeutet Kontextwechsel

Ausnahmebehandlung bringt Kontextwechsel mit sich

Abrupter Zustandswechsel

Programmunterbrechungen implizieren nicht-lokale Sprünge:

$$\text{vom} \left\{ \begin{array}{c} \text{unterbrochenen} \\ \text{behandelnden} \end{array} \right\} \text{Programm zum} \left\{ \begin{array}{c} \text{behandelnden} \\ \text{unterbrochenen} \end{array} \right\} \text{Programm}$$

Sprünge (und Rückkehr davon), die Kontextwechsel nach sich ziehen:

- erfordert Maßnahmen zur Zustandssicherung/-wiederherstellung
- Mechanismen liefert das behandelnde Programm/die tiefere Ebene

☞ der Prozessorstatus unterbrochener Programme muss invariant sein

Prozessorstatus invariant halten

Ebene $_2$ (CPU) sichert bei Ausnahmen einen Zustand minimaler Größe

- Statusregister (SR) und Befehlszeiger (engl. *program counter*, PC)
- möglicherweise aber auch den kompletten Registersatz
- je nach CPU werden dabei wenige bis sehr viele Daten(bytes) bewegt

Ebene $_{3/5}$ (Betriebssystem/Kompilierer) sichert den restlichen Zustand

- $\text{d.h., alle} \left\{ \begin{array}{c} \text{dann noch ungesicherten} \\ \text{im weiteren Verlauf verwendeten} \end{array} \right\} \text{CPU-Register}$

☞ die zu ergreifenden Maßnahmen sind höchst prozessorabhängig

Prozessorstatus sichern und wiederherstellen

Prozessor „Betriebssystem“

Zeile	x86	m68k
1:	`train:`	`train:`
2:	`pushal`	`moveml d0-d7/a0-a6,a7@-`
3:	`call handler`	`jsr handler`
4:	`popal`	`moveml a7@+,d0-d7/a0-a6`
5:	`iret`	`rte`

`train` (<u>tra</u>p/<u>in</u>terrupt):

- Arbeitsregisterinhalte im RAM sichern (2) und wiederherstellen (4)
- Unterbrechungsbehandlung durchführen (3)
- Ausführung des unterbrochenen Programms wieder aufnehmen (5)

Prozessorstatus sichern und wiederherstellen (Forts.)

Prozessor „Kompilierer“

gcc

```
void __attribute__ ((interrupt)) train () {
    handler();
}
```

`__attribute__ ((interrupt))`

- Generierung der speziellen Maschinenbefehle durch den Kompilierer
  - zur Sicherung/Wiederherstellung der Arbeitsregisterinhalte
  - zur Wiederaufnahme der Programmausführung
- nicht jeder „Prozessor“ (für C/C++) implementiert dieses Attribut

☞ „prozessorabhängig“ bedeutet nicht immer gleich „CPU-abhängig“ !!!

Unterbrechungen verzögern Programmabläufe

Problem für determinierte Programme. . .

- lassen bei ein und derselben Eingabe verschiedene Abläufe zu
- alle Abläufe liefern jedoch stets das gleiche Resultat

. . . da asynchrone Unterbrechungen sie nicht-deterministisch machen

- nicht zu jedem Zeitpunkt ist bestimmt, wie weitergefahren wird

☞ ist besonders kritisch für echtzeitabhängige Programme

Echtzeitfähigkeit

Unter Einbezug aller Last- und Fehlerbedingungen, kann ein sich in Ausführung befindliches Programm alle Zeit- und Terminvorgaben seiner Umgebung (weich, fest oder hart) einhalten.

Unterbrechungen erschweren Echtzeitprogrammierung

Unvorhersagbare Laufzeitvarianzen

weich (engl. *soft*) auch „schwach“

- Das Ergebnis einer zu einem vorgegebenen Termin nicht geleisteten Arbeit ist weiterhin von Nutzen.
- Terminverletzung ist tolerierbar.

fest (engl. *firm*) auch „stark“

- Das Ergebnis einer zu einem vorgegebenen Termin nicht geleisteten Arbeit ist wertlos und wird verworfen.
- Terminverletzung ist tolerierbar, führt zum Arbeitsabbruch.

hart (engl. *hard*) auch „strikt“

- Das Versäumnis eines fest vorgegebenen Termins kann eine „Katastrophe“ hervorrufen.
- Terminverletzung ist keinesfalls tolerierbar.

Asynchronität von Programmunterbrechungen

Nicht-deterministische Programme

Welche `wheel`-Werte gibt `main()` aus?

```
unsigned int wheel = 0;

void __attribute__ ((interrupt)) train () {
    wheel++;
}

int main () {
    for (;;)
        printf("%10u", wheel++);
}
```

0 1 2 4 . . . 13 13 14 15 16 . . . 4711 4711 4714 . . . ???

Teilbarkeit von Operationen

`wheel++` ist Elementaroperation (kurz: Elop) der Ebene $_5$. . .

- ein Prozessor führt seine Elop atomar, d.h. unteilbar aus

. . . jedoch nicht notwendigerweise auch eine der Ebene $_4$ (und tiefer)

`wheel++` in `main()`

```
movl wheel,%edx
incl %edx
movl %edx,wheel
```

`wheel++` in `train()`

```
movl wheel,%eax
incl %eax
movl %eax,wheel
```

☞ `train()` überlappt `main()` im Unterbrechungsfall !!!

Unterbrechungsbedingte Überlappungseffekte

Kritischer Programmtext

Nebenläufiges Zählen

main()		train()		wheel
x86-Befehl	`%edx`	*x86-Befehl*	`%eax`	
`movl wheel,%edx`	42			42
		`movl wheel,%eax`	42	42
		`incl %eax`	43	42
		`movl %eax,wheel`	43	43
`incl %edx`	43			43
`movl %edx,wheel`	43			43

☞ zweimal durchlaufen (`main()` und `train()`), aber nur einmal gezählt

Laufgefahr asynchroner Programmunterbrechungen

engl. *race hazard* (auch: *race condition*)

Dem Begriff liegt die Vorstellung zu Grunde, dass sich zwei (oder mehr) Signale in einem Wettlauf zueinander befinden, um als erstes die Ausgabe (ein Berechnungsergebnis) zu veranlassen:

- fehlerhafte Stelle in einem System, an der eine Berechnung eine unerwartet kritische Abhängigkeit vom relativen Zeitverlauf von Ereignissen zeigt
- potentielles Problem, sobald die Ausführung von Programmen nebenläufig (d.h. überlappend oder parallel) möglich ist

☞ kritischer Abschnitt eines nebenläufig ausgeführten Programms

Kritischen Abschnitt als Elementaroperation auslegen

Lösungsansatz (für den gegebenen Fall, Monoprozessoren):

- Schutz vor einer möglichen überlappenden Programmausführung
  - temporäres Abschalten asynchroner Programmunterbrechungen
  - „Synchronisationsklammern“ um den kritischen Abschnitt setzen
- auf Elop eines tieferen Prozessors (genauer: der CPU) abbilden
  - die bessere Lösung, sofern die CPU eine passende Elop dafür anbietet
  - ggf. praktikabel bei CISC (z.B. x86), nicht aber bei RISC (z.B. ppc)

Grundsätzlicher Lösungsansatz: Abstraktion

- einen kritischen Abschnitt als Modul abkapseln
- den modularisierten Programmtext passend synchronisieren

Kritischen Abschnitt als Elementaroperation auslegen (Forts.)

Modularisieren

```
int main () {
  for (;;)
    printf("%10u", incr(&wheel));
}
```

Unterbrechungsfrequenz

Schrittweiten größer als 1 bei der Ausgabe sind weiterhin möglich — und auch kein Fehler! Interrupts müssen nur in entsprechend kurzen Abständen auftreten.

Komplexbefehl verwenden

```
inline int incr (int* ip) {
  asm ("incl %0" : : "g" (*ip));
  return *ip;
}
```

Interrupts abschalten

```
inline int incr (int* ip) {
  asm ("cli"); *ip += 1; asm ("sti");
  return *ip;
}
```

Äquivalenz von Hardware und Software

Ebene $_2$-Befehle sind Teil der ISA, ihre Implementierungen nur bedingt

- Befehlssätze, sind optional in Hardware oder Software implementiert
  - Koprozessor (z.B. *floating-point unit*, FPU)
  - rekonfigurierbare Hardware (z.B. *field-programmaable array* FPGA)
- die Festlegung der wirklichen Implementierungsebene erfolgt später

Ebene $_2$-Befehle können durch Ebene $_2$-Programme *emuliert* werden

Allgemein gilt:

- Ebene $_i$-Befehl kann durch Ebene $_i$-Programm emuliert werden
- Ebene $_i$-Programm kann durch Ebene $_i$-Befehl implementiert werden

Emulation

Spezialfall der Simulation, bei dem das Verhalten einer Maschine durch eine andere Maschine vollständig nachgebildet wird:

- die Nachahmung der Eigenschaften eines ggf. anderen Rechnersystems
- bei Selbstvirtualisierung emuliert sich ein Rechnersystem selbst

Ein Emulator interpretiert die von der realen Maschine (die CPU) nicht ausführbaren Befehle:

- die betreffenden Befehle sind der (realen) Maschine bekannt
- sie müssen jedoch nicht zwingend auch in ihr implementiert sein

Extremfall der Emulation, z.B., Virtual PC für Apple-Rechner

- x86 (Ebene $_2$) wird auf PowerPC-Basis (Ebene $_2$) nachgebildet
- Ebene $_3$-Programm (MacOS/PowerPC) simuliert einen x86

Selbstvirtualisierung durch Teilinterpretation

Voraussetzung ist, die CPU „*trappt*“ privilegierte Befehle im nicht-privilegierten Arbeitsmodus

- beim x86 z.B. Befehle $\left\{\begin{array}{ll} \text{zur Ein-/Ausgabe} & (\texttt{in, out}) \\ \text{zur Synchronisation} & (\texttt{cli, sti}) \\ \vdots & \\ \text{zum Moduswechsel} & (\texttt{int, iret}) \end{array}\right\}$

Arbeitsmodi (einer CPU — jedoch nicht jeder)

- im privilegierten Modus läuft nur das Betriebssystem
  - ggf. auch nur ein Minimalkern (*virtual machine monitor*, VMM) davon
- im nicht-privilegierten Modus laufen alle anderen Programme

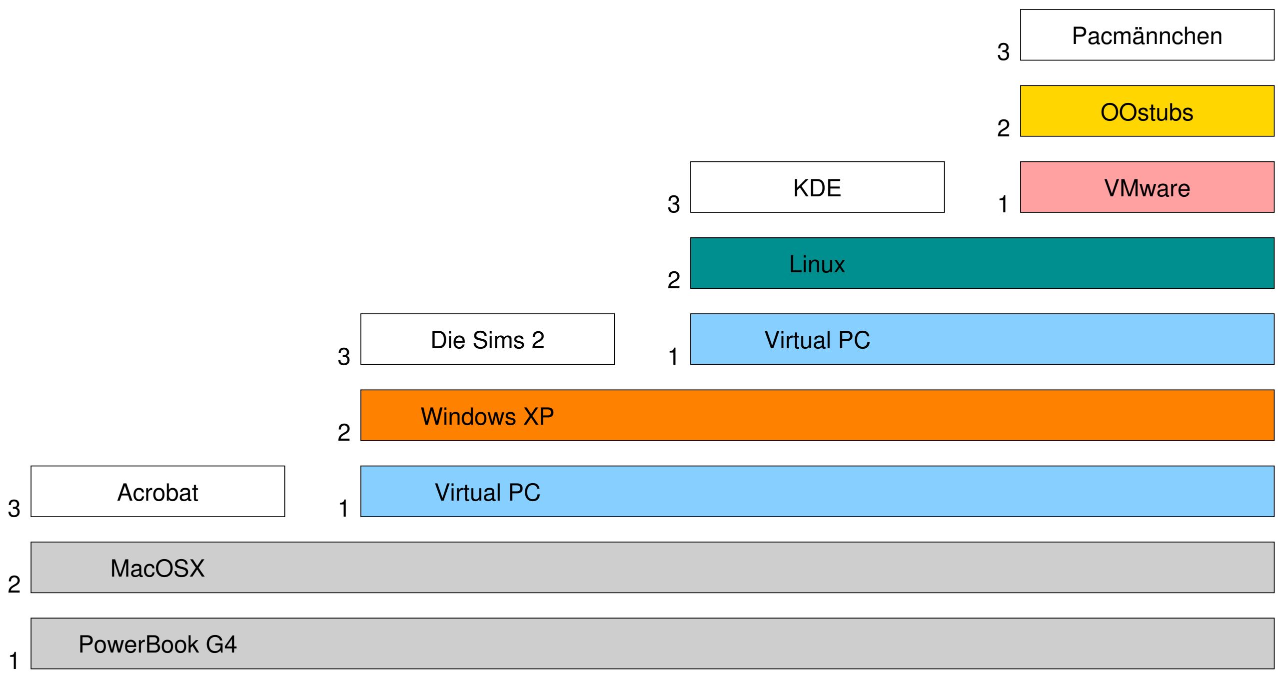
Selbstvirtualisierung durch Teilinterpretation (Forts.)

Jede Ausnahmesituation aktiviert den privilegierten Arbeitsmodus:

1. das Betriebssysteme/der VMM analysiert die Unterbrechung
   - d.h., den Systemaufruf, Trap oder Interrupt
2. für das unterbrochene Programm wird ein Emulator gestartet
   - Ausführung des die Unterbrechung hat verursachenden Befehls
   - Abbildung von Geräteaktionen auf E/A-Funktionen des Betriebssystems
   - Umsetzung von Adressraumzugriffen und privilegierten Befehlen
3. das unterbrochene Programm wird weiter fortgeführt
   - Beendigung der Emulation des Befehls bzw. Zugriffs
   - Reaktivierung des nicht-privilegierten Arbeitsmodus

☞ Abruf- und Ausführungszyklus eines „fiktiven“ Prozessors durchlaufen

Hierarchie virtueller Maschinen



Grenzen der Emulation

Funktionale vs. nicht-funktionale Eigenschaften

Nachahmung funktionaler Eigenschaften ist „leicht“ möglich

- d.h., in Funktionseinheiten gekapselter Fähigkeiten eines Prozessors:
  - Fließkommaeinheit, Vektoreinheit, Graphikbeschleuniger
  - Adressumsetzungs- und Kommunikationshardware
  - ISA eines beliebigen Prozessors
- solitäre („einzeln stehende“) Funktionen von Hardware oder Software

Schwierigkeiten bereiten nicht-funktionale Eigenschaften:

- ein emulierter Befehl wird durch ein „Unterprogramm“ ausgeführt
- er läuft dadurch langsamer ab und verbraucht auch mehr Energie

Virtual PC: MacOS $\longmapsto$ Windows XP

Ein 1.25 GHz PowerPC G4 wird zum 293 MHz Pentium 686.

Rechnerorganisation

Strukturierte Organisation von Rechensystemen

Hierarchie virtueller Maschinen (bzw. abstrakter Prozessoren)

- schrittweises Schließen der semantischen Lücke
- Mehrebenenmaschinen — Betriebssysteme implementieren Ebene $_3$
- Ebene $_i \mapsto$ Ebene $_{i-1}$ durch Programme, für $i > 1$
- Teilinterpretation (von Systemaufrufen) durch das Betriebssystem
- synchrone und asynchrone Programmunterbrechungen
- nebenläufige (bzw. überlappende) Ausführung von Programmen
- Nachahmung von Eigenschaften ggf. anderer (abstrakter) Prozessoren