

# Systemprogrammierung

*Grundlagen von Betriebssystemen*

Teil B – V.2 Rechnerorganisation: Maschinenprogramme

Wolfgang Schröder-Preikschat

26. Mai 2020



# Agenda

---

Einführung

    Hybrid

Programmhierarchie

    Hochsprachenkonstrukte

    Assembliersprachenanweisungen

    Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien

    Funktionen

    Komponenten

Zusammenfassung



# Gliederung

---

## Einführung Hybrid

Programmhierarchie  
Hochsprachenkonstrukte  
Assembliersprachenanweisungen  
Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien  
Funktionen  
Komponenten

Zusammenfassung



- Maschinenprogramm als Entität einer **hybriden Schicht** verstehen
  - Instruktionen an die Befehlssatzebene, die direkt ausgeführt werden
  - Instruktionen an das Betriebssystem, die partiell interpretiert werden
- Ebene<sub>[2,3]</sub> als **Programmhierarchie** virtueller Maschine vertiefen
  - indem exemplarisch für x86 und Linux das Zusammenspiel dieser Maschinen zur Diskussion gestellt wird
  - dabei die prinzipielle Funktionsweise von Systemaufrufen erkennen
- **Grobstruktur** von Maschinenprogrammen im Ansatz kennenzulernen
  - mit dem Laufzeitsystem und den Systemaufrufstümpfen als zwei zentrale Bestandteile der Systemsoftware
  - inklusive Anwendungs Routinen zusammengebunden zum **Lademodul**

*Auch wenn wir die Programmbeispiele symbolisch dargestellt sehen, ist zu beachten, dass Maschinenprogramme letztlich numerischer Natur sind. (vgl. [3, S. 18])*



# Hybride Schicht in einem Rechensystem

- Maschinenprogramme enthalten zwei Sorten von Befehlen:
  - i **Maschinenbefehle** der Befehlssatzebene (ISA)
    - normalerweise direkt interpretiert durch die Zentraleinheit<sup>1</sup>
    - ausnahmsweise partiell interpretiert durch das Betriebssystem
  - ii **Systemaufrufe** an das Betriebssystem
    - normalerweise partiell interpretiert durch das Betriebssystem

Hybrid (lat. *hybrida* Bastard, Mischling, Frevelkind)<sup>a</sup>

<sup>a</sup>gr. *hýbris* Übermut, Anmaßung

„etwas Gebündeltes, Gekreuztes oder Gemischtes“ [6]

- ein System, in dem zwei Techniken miteinander kombiniert werden:
  - i Interpretation von Programmen der Befehlssatzebene
  - ii partielle Interpretation von Maschinenprogrammen
- ein Maschinenprogramm ist **Hybridsoftware**, die auf Ebene<sub>[2,3]</sub> läuft

<sup>1</sup>central processing unit, CPU



# Betriebssystem $\equiv$ Programm der Befehlssatzebene

- ein Betriebssystem implementiert die Maschinenprogrammebene
    - es zählt damit selbst nicht zur Klasse der Maschinenprogramme
    - es setzt normalerweise keine Systemaufrufe (an sich selbst) ab
    - es unterbricht sich normalerweise niemals von selbst
  - gleichwohl sollten Betriebssysteme es zulassen, in der Ausführung eigener Programme unterbrochen werden zu können
    - nicht durch Systemaufrufe
    - aber durch *Traps* oder *Interrupts* — **Ausnahmen**
- sie interpretieren die eigenen Programme nur eingeschränkt partiell

## Teilinterpretation von Betriebssystemprogrammen

Bewirkt **indirekt rekursive Programmausführungen** im Betriebssystem<sup>a</sup> und erfordert daher die Fähigkeit zum **Wiedereintritt** (re-entrance). Je nach *Operationsprinzip*<sup>b</sup> des Betriebssystems ist dies zulässig oder (temporär) unzulässig.

<sup>a</sup>ausgelöst durch synchrone/asynchrone Unterbrechungen

<sup>b</sup>nichtblockierende/blockierende Synchronisation



# Gliederung

---

Einführung

Hybrid

Programmhierarchie

Hochsprachenkonstrukte

Assembliersprachenanweisungen

Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien

Funktionen

Komponenten

Zusammenfassung



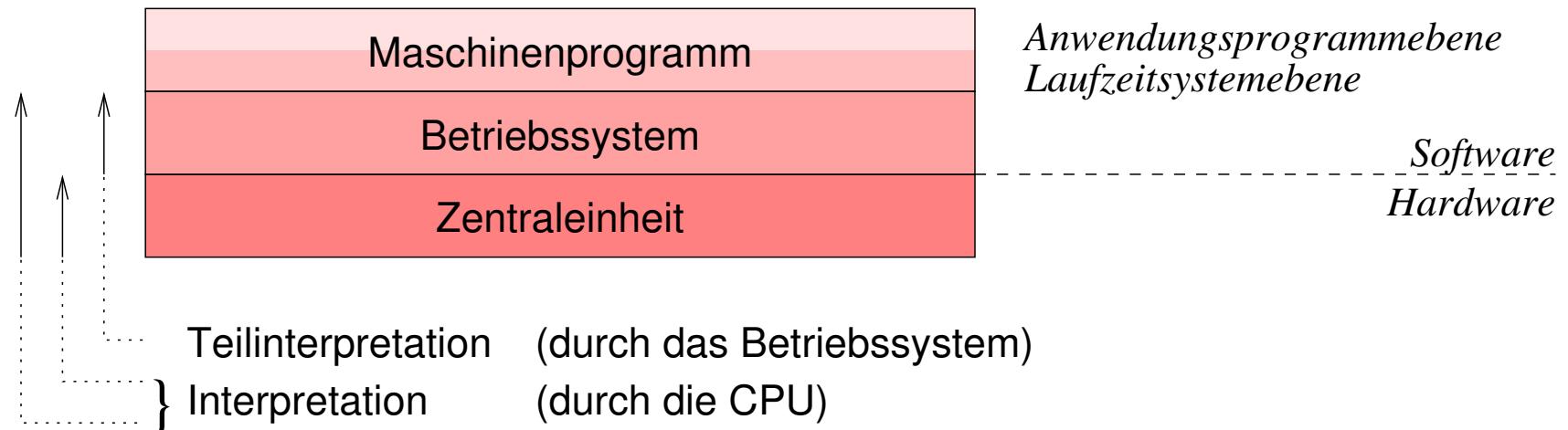
# Maschinensprache(n)

- Maschinenprogramme setzen sich aus Anweisungen zusammen, die **ohne Übersetzung** von einem Prozessor ausführbar sind
  - gleichwohl werden sie (normalerweise) durch Übersetzung generiert
    - nahezu ausschließlich automatisch: Kompilierer, Assemblierer, Binder
    - in seltenen Fällen manuell: **nativer Kode** (*native code*)<sup>2</sup>
  - sie repräsentieren sich technisch als **Lademodul** (*load module*)
    - erzeugt durch Dienstprogramme (*utilities*): gcc(1), as(1), ld(1)
    - geladen, verarbeitet und entsorgt durch Betriebssysteme
  - d.h., als **ausführbares Programm** und in numerischer Form
- Grundlage für die Entwicklung von Maschinenprogrammen bilden Hoch- und Assembliersprachen, und zwar für jede Art Software:
  - Anwendungsprogramme, Laufzeitsysteme und Betriebssysteme
  - symbolisch repräsentiert auf Ebene<sub>[4,5]</sub>, numerisch auf Ebene<sub>3</sub>

---

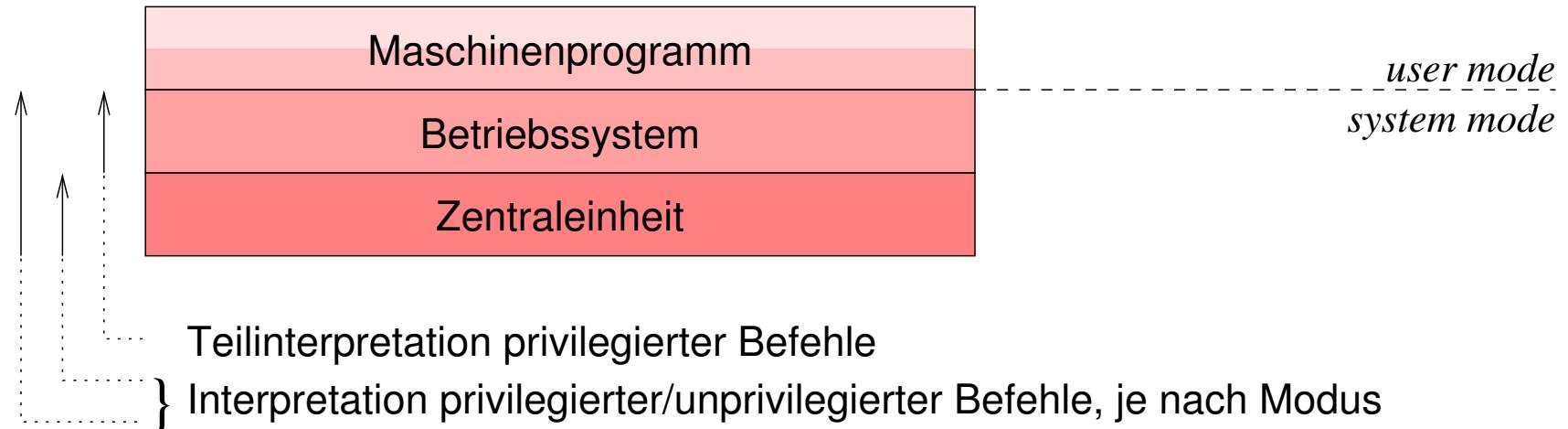
<sup>2</sup>Binärkode des realen Prozessors, auch: Maschinenkode.





- Maschinenprogramm = Anwendungsprogramm + Laufzeitsystem
  - beide Teilebenen liegen im selben **Adressraum**, der zudem (logisch) per **Speicherschutz** von anderen Adressräumen isoliert ist
  - einfache Unterprogrammaufrufe aktivieren das Laufzeitsystem
- Ausführungsplattform = Betriebssystem + Zentraleinheit (CPU)
  - Verarbeitung eines Maschinenprogramms durch einen Prozessor, der in Hard- und Software implementiert vorliegt
  - komplexe **Systemaufrufe** (*system calls*) aktivieren das Betriebssystem





- Maschinenprogramm = Benutzerebene (*user level, user space*)
  - eingeschränkter Umgang mit Merkmalen der Befehlssatzebene in Bezug auf Maschinenbefehle, Hardwarekomponenten und Peripheriegeräte
  - nur **unprivilegierte Operationen** werden direkt ausgeführt, privilegierte Operationen erfordern den **Moduswechsel**  $\sim$  Systemaufruf
- Ausführungsplattform = Systemebene (*system level, kernel space*)
  - uneingeschränkter Umgang mit den Merkmalen der Befehlssatzebene
  - alle Maschinenbefehle werden direkt ausgeführt, alle Operationen gültig



- ein auf Ebene<sub>5</sub> symbolisch repräsentiertes Programm der Ebene<sub>3</sub>:

```
1 void echo() {  
2     char c;  
3     while (read(0, &c, 1) == 1) write(1, &c, 1);  
4 }
```

## echo.c

*Funktion `read(2)` überträgt ein Zeichen von Standardeingabe (0) an die Arbeitsspeicheradresse der lokalen Variablen `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`.*



- dasselbe Programm (S. 11) symbolisch repräsentiert auf Ebene 4:<sup>3</sup>

```
1      .file  "echo.c"
2      .text
3      .p2align 4,,15
4      .globl  echo
5      .type  echo, @function
6      echo:
7          pushl %ebx
8          subl $40, %esp
9          leal 28(%esp), %ebx
10         jmp .L2
11         .p2align 4,,7
12         .p2align 3
13         .L3:
14         movl $1, 8(%esp)
15         movl %ebx, 4(%esp)
16         movl $1, (%esp)
17         call write
18         .L2:
19         movl $1, 8(%esp)
20         movl %ebx, 4(%esp)
21         movl $0, (%esp)
22         call read
23         cmpl $1, %eax
24         je .L3
25         addl $40, %esp
26         popl %ebx
27         ret
```

- unaufgelöste Referenzen** der Systemfunktionen `read(2)` und `write(2)` werden vom Binder `ld(1)` aufgelöst → `libc.a`

<sup>3</sup>`gcc -O -fomit-frame-pointer -m32 -S echo.c ~ echo.s`



- **Stümpfe** der Systemfunktionen auf Ebene 3, symbolisch aufbereitet:

```
1  read:                                12  write:
2      push %ebx                         13  push %ebx
3      movl 16(%esp),%edx                14  movl 16(%esp),%edx
4      movl 12(%esp),%ecx                15  movl 12(%esp),%ecx
5      movl 8(%esp),%ebx                 16  movl 8(%esp),%ebx
6      mov $3,%eax                      17  mov $4,%eax
7      int $0x80                         18  int $0x80
8      pop %ebx                          19  pop %ebx
9      cmp $-4095,%eax                  20  cmp $-4095,%eax
10     jae __syscall_error              21  jae __syscall_error
11     ret                               22  ret
```

- nach Kompilation<sup>4</sup> Verwendung der `disassemble`-Operation von `gdb(1)`
  - **Systemaufruf** wird durch `int $0x80` (*software interrupt*) ausgelöst
    - Operationskode in `%eax`
    - Parameter in `%ebx`, `%ecx` und `%edx`
    - Resultat in `%eax` zurück
- ```
23  __syscall_error:
24  neg %eax
25  mov %eax,errno
26  mov $-1,%eax
27  ret
28
29  .comm errno,16
```

<sup>4</sup>`gcc -O -fomit-frame-pointer -m32 -static echo.c`



## ■ Systemaufzuteiler (*system call dispatcher*):

- ein auf Ebene<sub>4</sub> symbolisch repräsentiertes Programm der Ebene<sub>2</sub>
- kernel-source-2.4.20/arch/i386/kernel/entry.S (Auszug)

### Prolog

```
1 system_call:    14    ...
2     pushl %eax   15    cmpl  $(NR_syscalls),%eax
3     cld          16    jae   badsys
4     pushl %es    17    call   *sys_call_table(,%eax ,4)
5     pushl %ds    18    movl  %eax,24(%esp)
6     pushl %eax   19    ret_from_sys_call:
7     pushl %ebp   20    ...
8     pushl %edi   21    jmp   restore_all
9     pushl %esi   22    badsys:
10    pushl %edx   23    movl  $-ENOSYS,24(%esp)
11    pushl %ecx   24    jmp   ret_from_sys_call
12    pushl %ebx
13    ...
```

### Abruf und Ausführung

```
...           14    ...
15    cmpl  $(NR_syscalls),%eax
16    jae   badsys
17    call   *sys_call_table(,%eax ,4)
18    movl  %eax,24(%esp)
19    ret_from_sys_call:
20    ...
21    jmp   restore_all
22    badsys:
23    movl  $-ENOSYS,24(%esp)
24    jmp   ret_from_sys_call
```

### Epilog

```
25    restore_all:
26    popl  %ebx
27    popl  %ecx
28    popl  %edx
29    popl  %esi
30    popl  %edi
31    popl  %ebp
32    popl  %eax
33    popl  %ds
34    popl  %es
35    addl  $4,%esp
36    iret
```

- Sicherung des Prozessorzustands des Maschinenprogramms
- Übernahme der aktuellen Parameter von Systemaufrufen
- Überprüfung des Operationskodes und Aufruf der Systemfunktion
- Wiederherstellung des gesicherten Prozessorzustands
- Wiederaufnahme der Ausführung des Maschinenprogramms



# Betriebssystem: Interpreter

- **Befehlsabruf- und -ausführungszyklus** (*fetch-execute cycle*) zur Ausführung von Systemaufrufen
  1. Prozessorstatus des unterbrochenen Programms sichern ..... Prolog
    - Aufforderung der CPU zur Teilinterpretation nachkommen
  2. Systemaufruf interpretieren ..... Abruf und Ausführung
    - i Systemaufrufnummer (Operationskode) abrufen
    - ii auf Gültigkeit überprüfen und ggf. Fehlerbehandlung auslösen
    - iii bei gültigem Operationskode, zugeordnete Systemfunktion ausführen
  3. Prozessorstatus wiederherstellen und zurückspringen ..... Epilog
    - Beendigung der Teilinterpretation der CPU „mitteilen“
    - Ausführung des unterbrochenen Programms wieder aufnehmen
- mangels „echter“ **Systemimplementierungssprache**<sup>5</sup> ist hier in dem Kontext der Einsatz von Assemblersprache erforderlich
  - Teilinterpretation erfordert kompletten Zugriff auf den Prozessorstatus
  - dieser ist nicht mehr Teil des Programmiermodells einer Hochsprache

---

<sup>5</sup>Höhere Programmiersprache mit hardwarenahen Sprachelementen.



- ein auf Ebene<sub>5</sub> symbolisch repräsentiertes Programm der Ebene<sub>2</sub>:
  - kernel-source-2.4.20/fs/read\_write.c (Auszug)

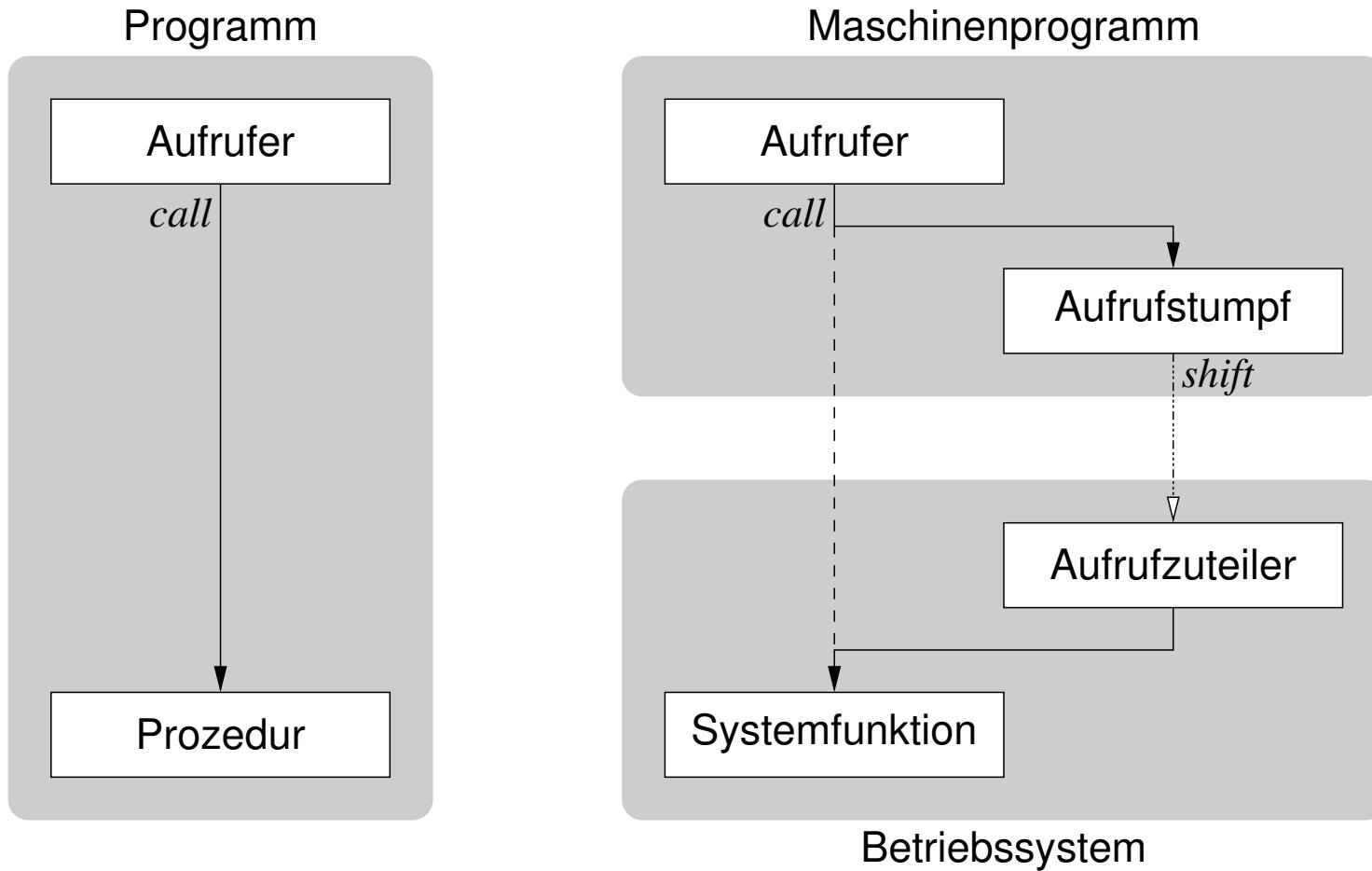
```
1  asmlinkage
2  ssize_t sys_read(unsigned int fd, char *buf, size_t count) {
3      ssize_t ret;
4      struct file *file;
5
6      ret = -EBADF;
7      file = fget(fd);
8      if (file) {
9          ...
10     }
11     return ret;
12 }
13
14 asmlinkage ssize_t sys_write ...
```

- **Systemfunktion (Implementierung)** innerhalb des Betriebssystems
  - aktiviert durch `call *sys_call_table(%eax,4)` (S. 14, Zeile 17)
    - 1 ■ weist den Kompilierer an, Parameter auf dem Stapel zu übergeben<sup>6</sup>

<sup>6</sup>Standardmäßig werden die ersten Parameter der Systemfunktionen von Linux in Registern übergeben, für x86-32: eax, ecx und edx.



# Prozedur- vs. Systemaufruf



- Systemaufruf als adressraumübergreifender Prozeduraufruf
  - verlagert (*shift*) die weitere Prozedurausführung ins Betriebssystem



# Gliederung

---

Einführung

Hybrid

Programmhierarchie

Hochsprachenkonstrukte

Assembliersprachenanweisungen

Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien

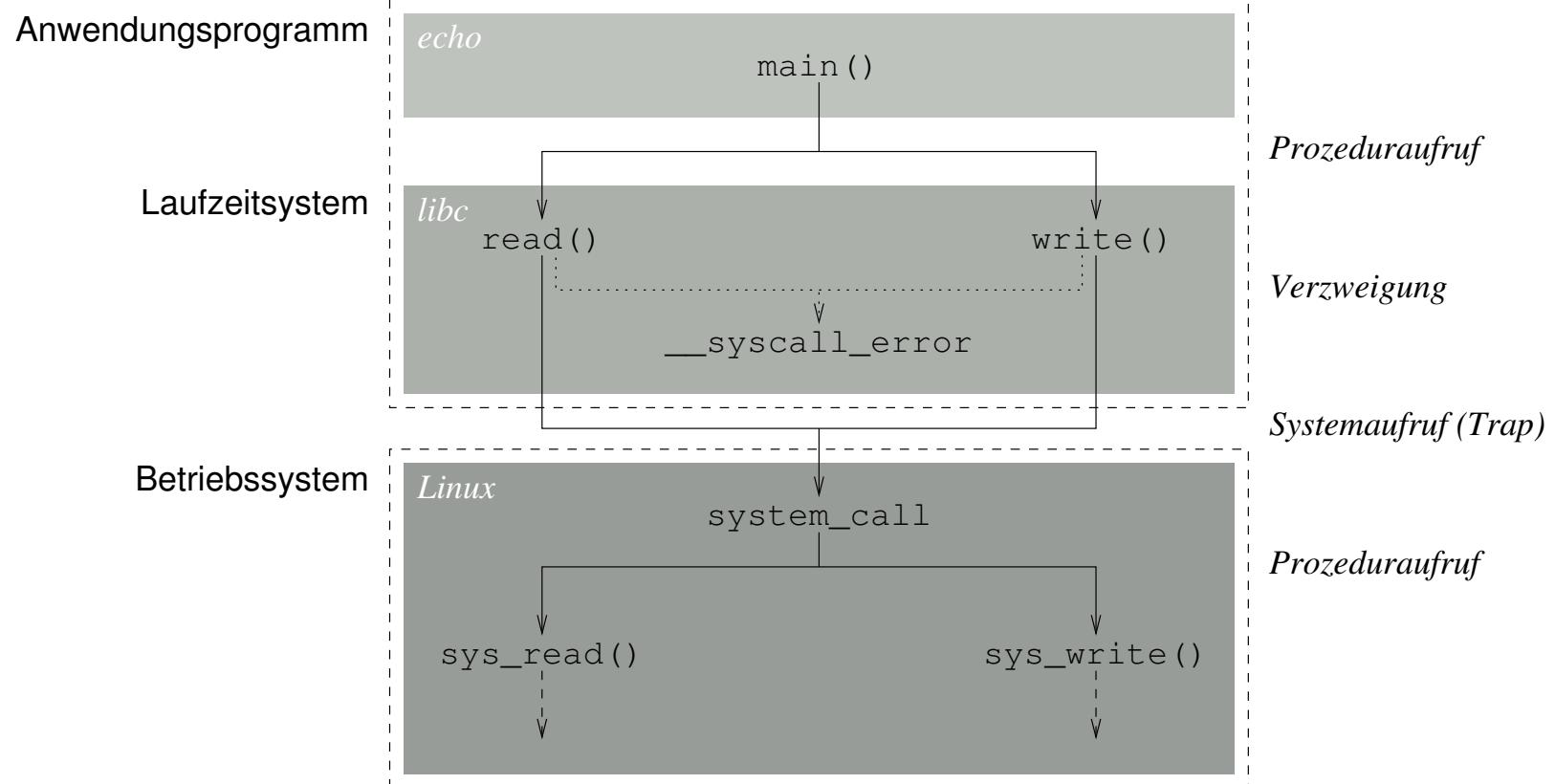
Funktionen

Komponenten

Zusammenfassung



# Domänenübergreifende Aufrufhierarchie



- „obere“ Domäne (Ebene<sub>3</sub>,  $\sqcup$ )
  - Anwendungsmodus
  - unprivilegiert (graduell)
  - räumlich isoliert (total)
  - transient (logisch)
- „untere“ Domäne (Ebene<sub>2</sub>,  $\sqcap$ )
  - Systemmodus
  - privilegiert (graduell)
  - räumlich isoliert (partiell)
  - resident (logisch)



# Systemaufrufsschnittstelle (*system call interface*)<sup>7</sup>

---

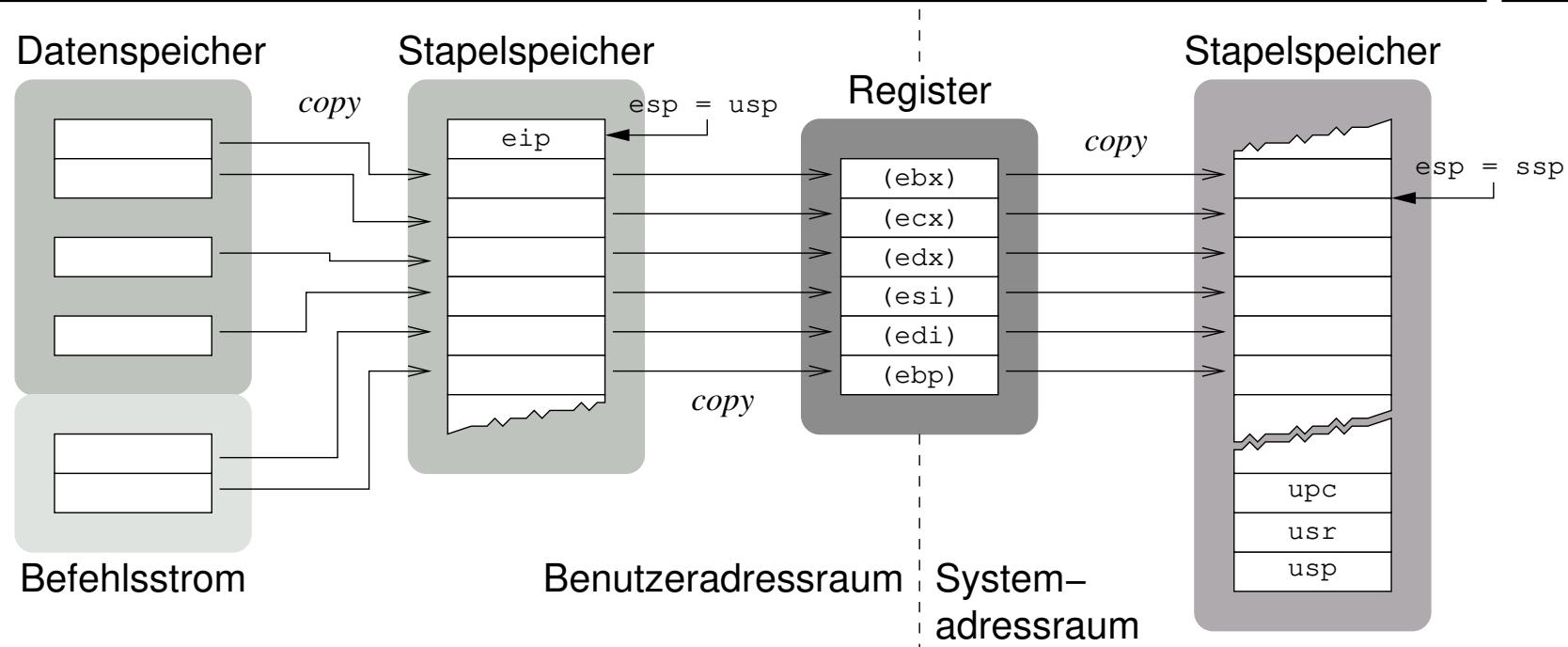
```
1  read:  
2      push %ebx  
3      movl 16(%esp),%edx  
4      movl 12(%esp),%ecx  
5      movl 8(%esp),%ebx  
6      mov $3,%eax  
7      int $0x80  
8      pop %ebx  
9      cmp $-4095,%eax  
10     jae __syscall_error  
11     ret
```

- „Grenzübergangsstelle“ **Aufrufstumpf**
  - einerseits erscheint ein Systemaufruf als normaler **Prozeduraufruf**
  - andererseits bewirkt der Systemaufruf einen **Moduswechsel**
- sorgt für **Ortstransparenz** (funktional)
  - die Lokalität der aufgerufenen Systemfunktion muss nicht bekannt sein
- Systemaufrufe sind **Prozedurfernaufrufe**, um **Prozessdomänen** in kontrollierter Weise zu überwinden
  - 3–5 ■ tatsächliche Parameter (Argumente) in Registern übergeben
  - 6 ■ Systemaufrufnummer (Operationskode) in Register übergeben
  - 7 ■ Domänenwechsel (Ebene<sub>3</sub>  $\mapsto$  Ebene<sub>2</sub>) auslösen
    - Aufruf abfangen (*trap*) und dem Betriebssystem zustellen
  - 9–10 ■ Status überprüfen und ggf. Fehlerbehandlung durchführen

---

<sup>7</sup>UNIX Programmers Manual (UPM), Lektion 2 — `man(2)`





- **Werteübergabe** (*call by value*) für alle Parameter
  - Variable: Befehlsoperand ist Adresse im Datenspeicher inkl. Register
  - Direktwert: Bestandteil des Befehls im Befehlsstrom
- stark abhängig vom **Programmiermodell** der Befehlssatzebene<sup>8</sup>
  - die Registeranzahl bestimmt die Anzahl direkter Parameter
  - ggf. sind weitere Parameter indirekt über den Stapelzeiger zu laden

---

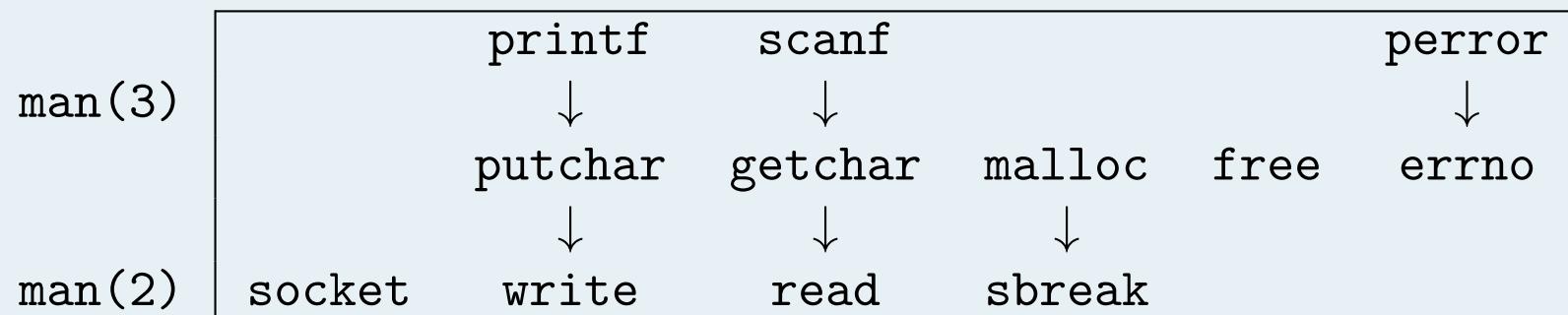
<sup>8</sup>... und der problemorientierten Programmiersprachenebene, des Kompilierers.



# Laufzeitumgebung (*runtime environment*)<sup>9</sup>

- **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)



<sup>9</sup> UNIX Programmers Manual (UPM), Lektion 3 — `man(3)`

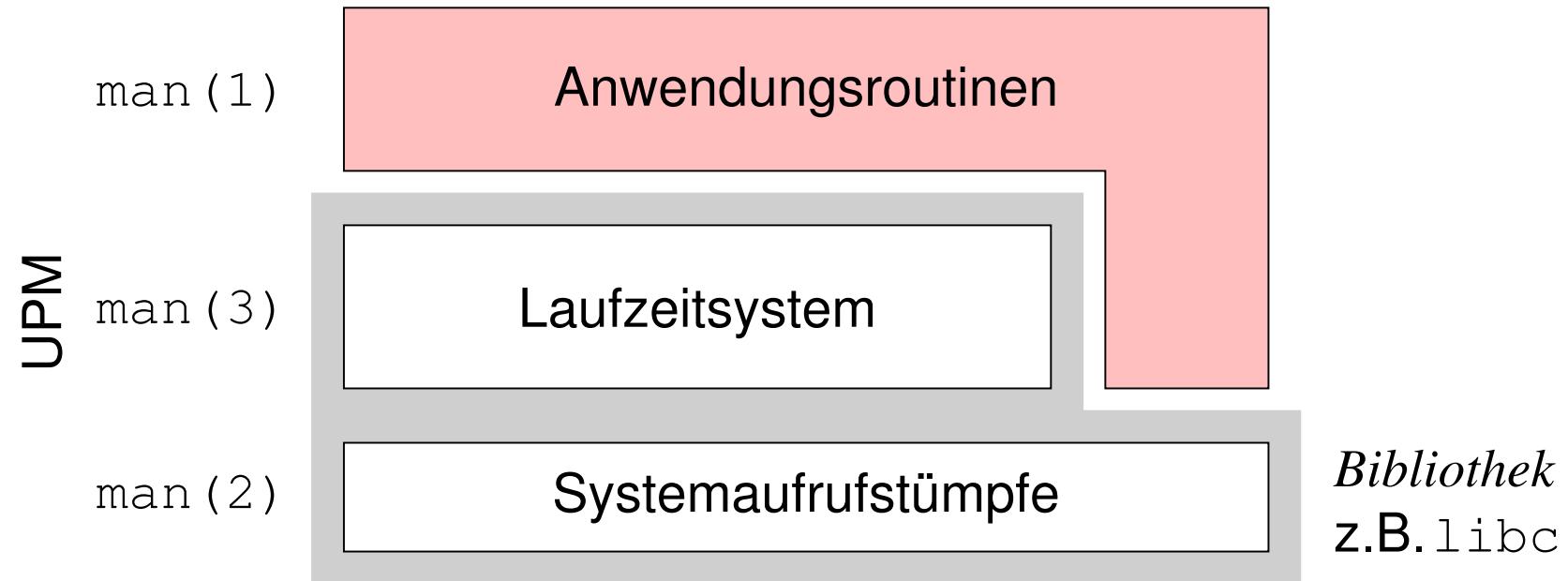


# Ensemble problemspezifischer Prozeduren

- **Anwendungs routinen** (des Rechners)
  - bei C/C++ die Funktion `main()` und anderes Selbstgebautes
  - setzen u.a. Betriebssystem- oder Laufzeitsystemaufrufe ab
- **Laufzeitsystemfunktionen** (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 `read(2)` und `write(2)`
  - setzen Aufrufe an das Betriebssystem ab
    - Systemaufruf  $\mapsto$  Abfangstelle im Betriebssystem  $\sim$  Trap
- bilden zusammengebunden das **Maschinenprogramm** (Lademodul)



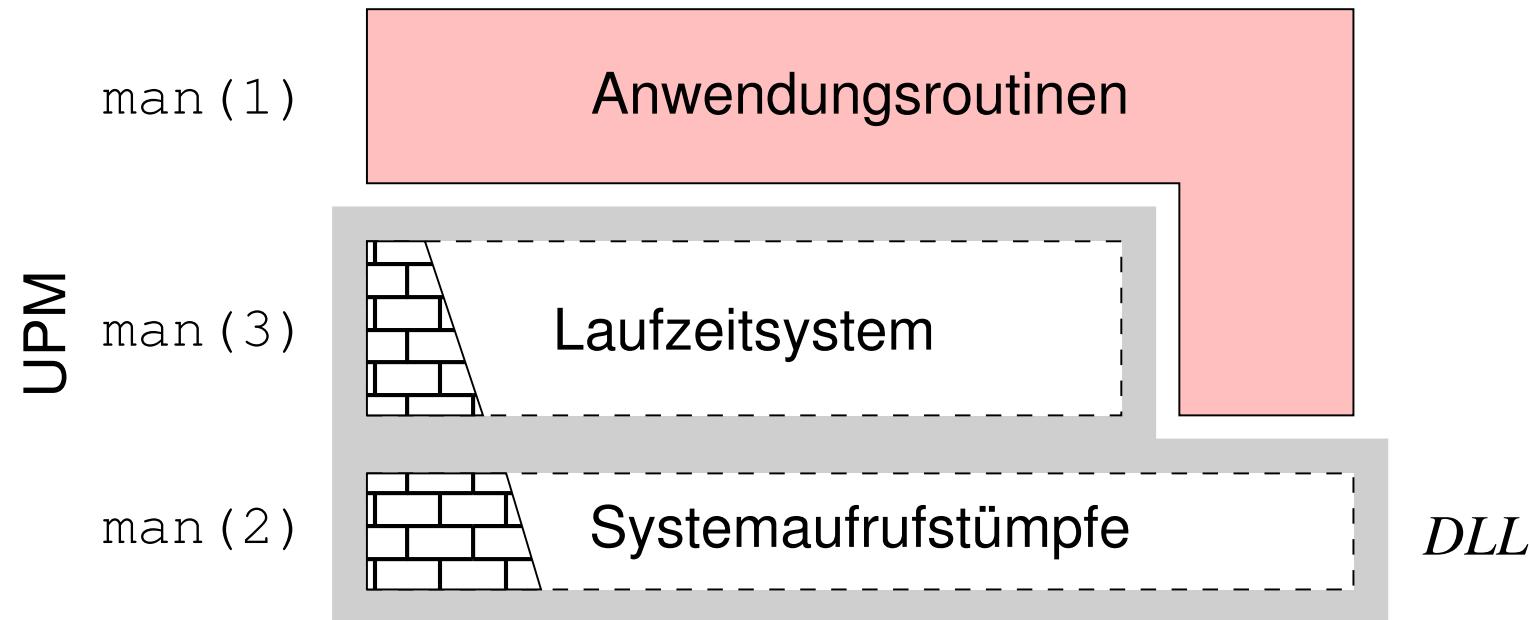
# Grobstruktur von Maschinenprogrammen I



- statisch gebundenes Programm
  - zum Ladezeitpunkt des Programms sind alle Referenzen aufgelöst
    - Kompilierer und Assemblierer lösen lokale (interne) Referenzen auf
    - der Binder löst globale (`extern`, `.globl`) Referenzen auf
  - Schalter `-static` bei `gcc(1)` oder `ld(1)`
- Laufzeitüberprüfung von Bibliotheksreferenzen entfällt



# Grobstruktur von Maschinenprogrammen II



- dynamisch gebundenes Programm
  - Bibliotheksfunktionen erst bei Bedarf (vom Betriebssystem) einbinden
    - Ebene<sub>[2,3]</sub> erkennt einen **Bindungsfehler** (*link trap*, Multics [4])
    - den ein **bindender Lader** (*linking loader*) im Betriebssystem behandelt
  - dynamische Bibliothek (*shared library*, *dynamic link library* (DLL))
- Laufzeitüberprüfung von Bibliotheksreferenzen → **Teilinterpretation**



# Gliederung

---

Einführung

Hybrid

Programmhierarchie

Hochsprachenkonstrukte

Assembliersprachenanweisungen

Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien

Funktionen

Komponenten

Zusammenfassung



- Bedeutung der Maschinenprogrammebene als **Hybrid** skizziert
  - **Maschinenbefehle** der Befehlssatzebene und **Betriebssystembefehle**
    - letztere als **Systemaufrufe** abgesetzt und partiell interpretiert
  - Betriebssysteme als Programme der Befehlssatzebene eingeordnet
- Ebene<sub>[2,3]</sub> als **Programmhierarchie** virtueller Maschinen erklärt
  - Repräsentation einer **Systemfunktion** in Hochsprache, Assembliersprache und symbolischen Maschinenkode behandelt
  - in dem Zusammenhang die Implementierung von Systemaufrufen erörtert: **Systemaufrufstumpf** und **Systemaufrufzuteiler**
  - Befehlsabruf- und ausführungszyklus eines Betriebssystems und damit die Funktion als **Interpreter** (von Betriebssystembefehlen) verdeutlicht
- **Organisationsprinzipien** von Maschinenprogrammen präsentiert
  - domänenübergreifende **Aufrufhierarchie** von Funktionen verschiedener Abstraktionsebenen im Zuge der Ausführung eines Systemaufrufs
  - Ebene<sub>3</sub>-Programme sind ein Ensemble von (a) Anwendungs routinen und (b) Laufzeitsystem und Systemaufrufstümpfen
  - Komplex (b) ist Teil einer statischen/dynamischen **Programmbibliothek**



# Literaturverzeichnis I

---

- [1] FOG, A. :  
*Optimization Manuals.*  
4. Instruction Tables.  
Technical University of Denmark, Dez. 2014
- [2] INTEL CORPORATION (Hrsg.):  
*Addendum—Intel Architecture Software Developer's Manual.*  
2: Instruction Set Reference.  
Intel Corporation, 1997.  
(243689-001)
- [3] KLEINÖDER, J. ; SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. :  
Virtuelle Maschinen.  
In: LEHRSTUHL INFORMATIK 4 (Hrsg.): *Systemprogrammierung*.  
FAU Erlangen-Nürnberg, 2015 (Vorlesungsfolien), Kapitel 5.1
- [4] ORGANICK, E. I.:  
*The Multics System: An Examination of its Structure.*  
MIT Press, 1972. –  
ISBN 0-262-15012-3



# Literaturverzeichnis II

---

- [5] VASUDEVAN, A. ; YERRABALLI, R. ; CHAWLA, A. :  
A High Performance Kernel-Less Operating System Architecture.  
In: ESTIVILL-CASTRO, V. (Hrsg.) ; Australian Computer Society (Veranst.):  
*Proceedings of the Twenty-Eighth Australasian Computer Science Conference (ACSC2005)* Bd. 38 Australian Computer Society, CRPIT, 2005. –  
ISBN 1–920682–20–1, S. 287–296
- [6] WIKIPEDIA:  
<http://de.wikipedia.org/wiki/Hybrid>.  
2015



# Laufzeitkontext

## ■ Kontext eines Programmablaufs

- der für einen bestimmten Programmablauf relevante Prozessorstatus
- vorgegeben durch die im Programm festgelegte Berechnungsvorschrift
- je nach Art und Mächtigkeit der Maschinenbefehle unterschiedlich groß

## Prozessorstatus

Der im Programmiermodell der CPU für einen (abstrakten/realen) Prozessor definierte Zustand, manifestiert in den im **Registersatz** dieser CPU gespeicherten Daten.

## ■ **Kontextwechsel** müssen **Konsistenz** des Prozessorstatus wahren

- hier: Unterprogrammaufrufe, Systemaufrufe, . . . , Koroutinenaufrufe
- vorgegeben durch die **Aufrufkonventionen** des jeweiligen Prozessors
  - des Kompilierers einerseits und des Betriebssystems andererseits
  - flüchtige Register
    - Inhalt gilt als unbeständig, darf verändert werden
    - bei Aufrufender gespeichert (*caller saved*)<sup>10</sup>
  - nichtflüchtige Register
    - Inhalt gilt als beständig, muss unverändert bleiben
    - bei Aufgerufener gespeichert (*callee saved*)

<sup>10</sup>x86: eax, ecx, edx



# Programmbeispiel: Speicherzelleninhalte austauschen

## ■ Ebene<sub>5</sub>

```
1 void swap(long *one, long *other) {       6 extern long foo, bar;  
2     long aux = *one;                      7  
3     *one = *other;                      8     swap(&foo, &bar);  
4     *other = aux;  
5 }
```

## ■ Ebene<sub>4</sub> beziehungsweise Ebene<sub>[3,2]</sub> im symbolischen Maschinenkode

```
10 swap:  
11     pushl    %ebp  
12     movl    %esp, %ebp  
13     pushl    %esi  
14     movl    12(%ebp), %eax  
15     movl    8(%ebp), %ecx  
16     movl    (%ecx), %edx  
17     movl    (%eax), %esi  
18     movl    %esi, (%ecx)  
19     movl    %edx, (%eax)  
20     popl    %esi  
21     popl    %ebp  
22     retl
```

```
23     pushl    $_bar  
24     pushl    $_foo  
25     calll    swap
```

- 23–24 Parameterübergabe  
25 Unterprogrammaufruf
- 11–12 lokale Basis einrichten  
13 Register sichern  
14–15 Parameterübernahme  
16 lokale Variable definieren  
17–19 Tausch bewerkstelligen  
20–22 Epilog und Rücksprung



# Varianten von Aktivierungsblöcken

- funktional gleich auf allen Ebenen, aber nichtfunktional ist Ebene 5 ungleich gegenüber Ebene [4,3,2] in räum- und zeitlicher Hinsicht

## mit lokaler Basis

```
1 swap:  
2     pushl %ebp  
3     movl %esp, %ebp  
4     pushl %esi  
5     movl 12(%ebp), %eax  
6     movl 8(%ebp), %ecx  
7     movl (%ecx), %edx  
8     movl (%eax), %esi  
9     movl %esi, (%ecx)  
10    movl %edx, (%eax)  
11    popl %esi  
12    popl %ebp  
13    retl
```

## ohne lokaler Basis (-fomit-frame-pointer)

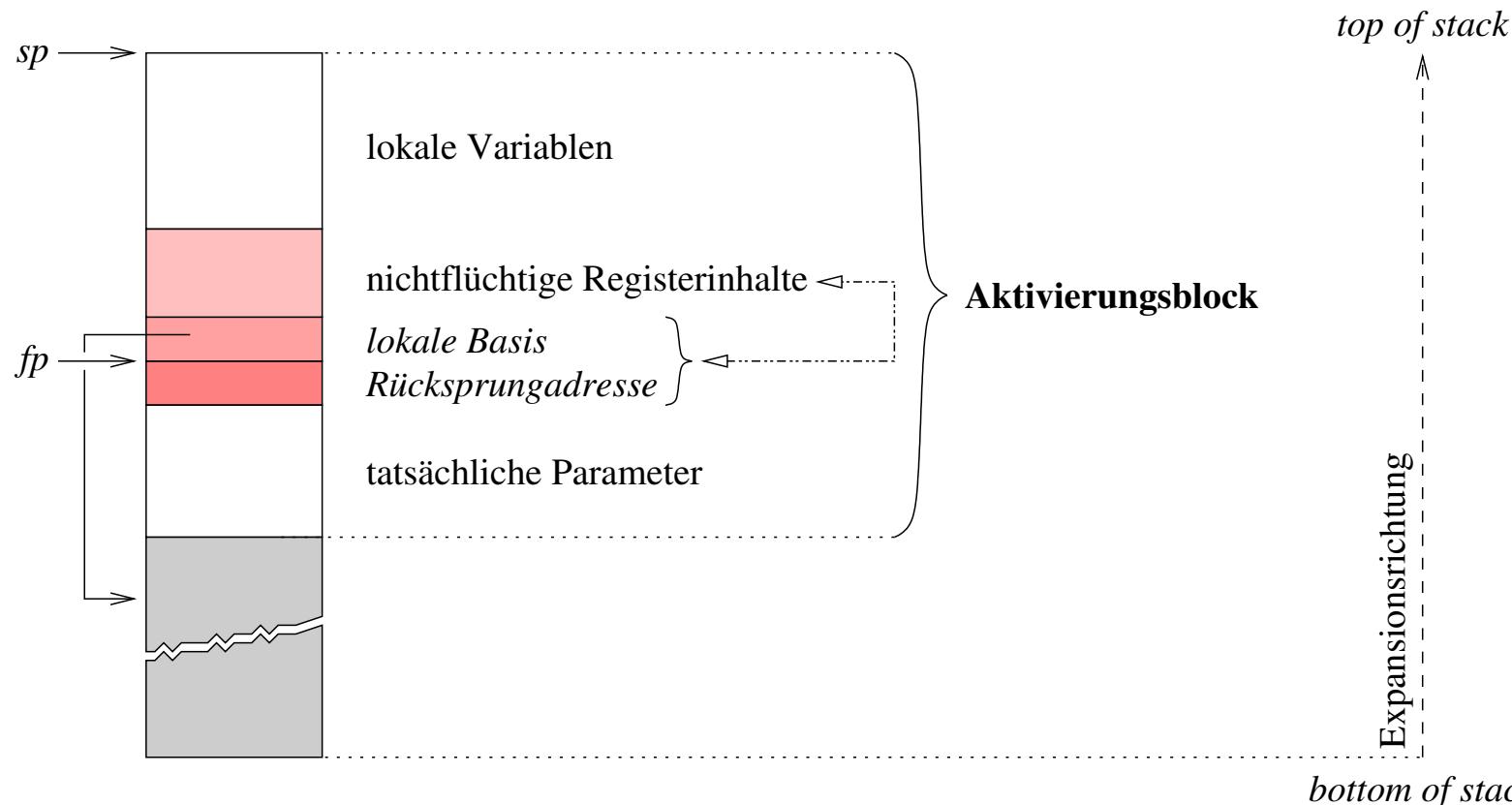
```
21 swap:  
22 #  
23 #  
24     pushl %esi  
25     movl 12(%esp), %eax  
26     movl 8(%esp), %ecx  
27     movl (%ecx), %edx  
28     movl (%eax), %esi  
29     movl %esi, (%ecx)  
30     movl %edx, (%eax)  
31     popl %esi  
32 #  
33     retl
```

- Art der Lokalisierung der Argumente, aber auch lokaler Variablen
  - relativ zum Basiszeiger (*base pointer*), ein **fester Bezugspunkt** oder
  - relativ zum Stapelzeiger (*stack pointer*), logisch **variabler Bezugspunkt**



# Aktivierungsblock auf dem Stapel

*activation record*



- Prozessorregister der Befehlssatzebene zur Unterprogrammverwaltung
  - sp* ■ *stack pointer*, markiert die Oberseite des Stacks
  - fp* ■ *frame pointer* (optional)<sup>11</sup>, die lokale Basis eines Unterprogramms
    - Zeiger auf die lokale Basis des umgebenden Unterprogramms

<sup>11</sup>gcc -fomit-frame-pointer speichert/verwaltet keine lokale Basis (S. 32).



# Relevante Merkmale der Befehlssatzebene

- die Expansionsrichtung des Stapels verläuft...
  - von hohen zu niedrigen Adressen (*top-down stack*, x86) oder
  - von niedrigen zu hohen Adressen (*bottom-up stack*)
- der Stapelzeiger adressiert...
  - das zuletzt auf dem Stapel abgelegte Datum (x86) oder
  - den nächsten freien Platz an der Oberseite des Stapels
- eine Adresse auf eine Speicherzelle im Stapel ist...
  - repräsentiert durch eine beliebige Bytenummer (x86) oder
  - ausgerichtet passend zur Operandengröße der nächsten Stapeloperation

## Jenseits von Assembliersprache oder nativem Kode

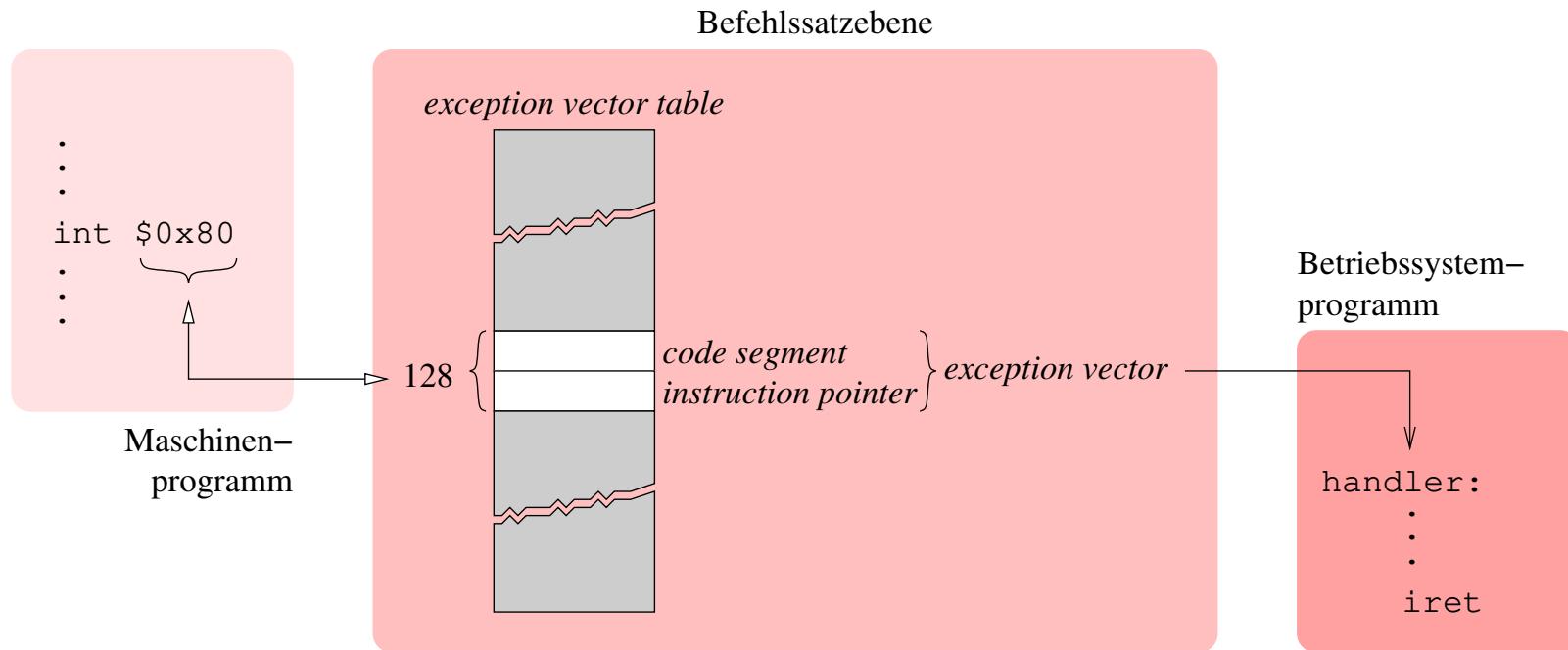
Jedes einzelne dieser Merkmale ist eine prozessorabhängige Größe, die die Software, um den Kontext von Programmabläufen zu speichern, zu verwalten oder zu wechseln nicht übertragbar macht.



Aspekte, die insbesondere für Systemsoftware bedeutsam sind



# Systemaufruf mittels Unterbrechungsbefehl<sup>12</sup>



- die CPU durchläuft ihren gewöhnlichen **Unterbrechungszyklus**
  - int** ■ (minimalen) Prozessorstatus sichern  
■ Befehlszählerregister vom Ausnahmevektor laden  
■ privilegierten Betriebsmodus aktivieren
  - iret** ■ (minimalen) Prozessorstatus wieder herstellen  
■ nichtprivilegierten Betriebsmodus reaktivieren, zurückspringen

<sup>12</sup> `int` (x86), `trap` (m68k, PDP11), `sc` (PowerPC), . . . , `svc` (System/370)



# Ausnahme ohne wirkliche Ausnahmesituation

---

- den Systemaufruf konventionell über eine **Abfangstelle** (*trap*) laufen zu lassen, ist vergleichsweise „schwergewichtig“
  - Systemaufruf (`int n/iret`) in Relation zu Prozeduraufruf (`call/ret`)
  - je nach x86-Modell, Faktor 3–30 mehr an Latenz (Prozessortakte, [1])
- im Zusammenhang mit der Funktionsweise gängiger Betriebssysteme (z.B. Linux) ist dies zudem unzweckmäßig
  - der im Rahmen der Unterbrechungsbehandlung gesicherte Prozessorstatus entspricht nicht der Wirklichkeit des unterbrochenen Prozesses
  - vielmehr geschieht diese Statussicherung, bevor die Prozessorregister zur Argumentenübergabe verwendet werden (vgl. S. 20, Zeile 2)
  - die Statussicherung durch das Betriebssystem bleibt **inkonsistent** (S. 14)
- der eigentlich bedeutsame Aspekt eines Systemaufrufs ist jedoch der **Domänenwechsel**, der „leichtgewichtig“ bewirkt werden kann
  - für x86-Prozessoren wurden hierfür dedizierte Ebene<sub>2</sub>-Befehle eingeführt
    - `sysenter/sysexit` (Intel, [2]) und `syscall/sysret` (AMD)
  - diese ändern lediglich den **Betriebsmodus** des Ebene<sub>2</sub>-Prozessors (CPU)



**sysenter/syscall** unprivilegiert  $\mapsto$  privilegiert (d.h., Ebene<sub>3  $\rightarrow$  2</sub>)

**sysexit/sysret**    privilegiert  $\mapsto$  unprivilegiert (d.h., Ebene<sub>2  $\rightarrow$  3</sub>)

- Verwendung im Maschinenprogramm (Ebene<sub>3</sub>) für Linux:

## Umschaltung hin zur Ebene<sub>2</sub>

```
1  __kernel_vsyscall:  
2      pushl %ecx  
3      pushl %edx  
4      pushl %ebp  
5      movl %esp,%ebp  
6      sysenter
```

## Fortsetzung auf Ebene<sub>3</sub>

```
7      SYSENTER_RETURN:  
8      popl %ebp  
9      popl %edx  
10     popl %ecx  
11     ret
```

Sysexit erwartet den PC in %edx und den SP in %ecx, Werte die der Kern definiert:  
► %ecx  $\leftarrow$  %ebp und  
► %edx  $\leftarrow$  &Zeile 7.  
Die Registerinhalte müssen daher auf Ebene<sub>3</sub> gesichert und wiederhergestellt werden.

- Aufruf ersetzt **int \$0x80** im Systemaufrufstumpf
- sysenter bewirkt Sprung zu sysenter\_entry im Kern
- der Mechanismus kann die Systemaufruflatenz des Ebene<sub>2</sub>-Prozessors signifikant verringern (z.B. von 181 auf 92 Taktzyklen [5])
- Ausführung von sysexit auf Ebene<sub>2</sub> bewirkt Rücksprung an Zeile 7
- der Wert von SYSENTER\_RETURN ist eine „Betriebssystemkonstante“

