

Systemprogrammierung

Grundlagen von Betriebssystemen

Teil B – V.2 Rechnerorganisation: Maschinenprogramme

Wolfgang Schröder-Preikschat

7. Juli 2022



Agenda

Einführung
Hybrid

Programmhierarchie
Hochsprachenkonstrukte
Assemblersprachenanweisungen
Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien
Funktionen
Komponenten

Zusammenfassung



Gliederung

Einführung
Hybrid

Programmhierarchie
Hochsprachenkonstrukte
Assemblersprachenanweisungen
Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien
Funktionen
Komponenten

Zusammenfassung



Lehrstoff

- Maschinenprogramm als Entität einer **hybriden Schicht** verstehen
 - Instruktionen an die Befehlssatzebene, die direkt ausgeführt werden
 - Instruktionen an das Betriebssystem, die partiell interpretiert werden
- Ebene_[2,3] 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 kennenlernen
 - mit dem Laufzeitsystem und den Systemaufrufstümpfen als zwei zentrale Bestandteile der Systemsoftware
 - inklusive Anwendungsroutinen 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 Zentraleinheit¹
 - ausnahmsweise partiell interpretiert durch das Betriebssystem
 - ii **Systemaufrufe** an das Betriebssystem
 - normalerweise partiell interpretiert durch das Betriebssystem

Hybrid (lat. *hybrida* Bastard, Mischling, Frevelkind)^a

^agr. *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_[2,3] läuft

¹*central processing unit*, CPU



Betriebssystem \equiv Programm der Befehlssatzebene

- ein Betriebssystem implementiert die Maschinenprogrammzebene
 - es zählt damit 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^a und erfordert daher die Fähigkeit zum **Wiedereintritt** (re-entrance). Je nach Operationsprinzip^b des Betriebssystems ist dies zulässig oder (temporär) unzulässig.*

^aausgelöst durch synchrone/asynchrone Unterbrechungen

^bnichtblockierende/blockierende Synchronisation



Gliederung

Einführung
Hybrid

Programmhierarchie
Hochsprachenkonstrukte
Assemblersprachenanweisungen
Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien
Funktionen
Komponenten

Zusammenfassung

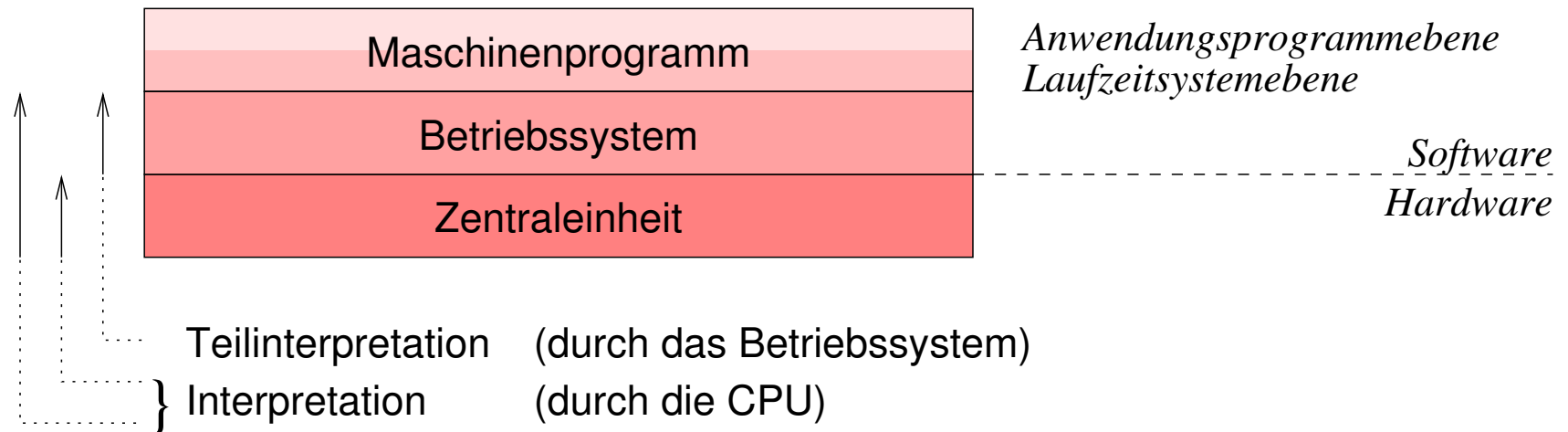


Maschinensprache(n)

- 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*)²
 - 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 Assemblersprachen, und zwar für jede Art Software:
 - Anwendungsprogramme, Laufzeitsysteme und Betriebssysteme
 - symbolisch repräsentiert auf Ebene_[4,5], numerisch auf Ebene₃

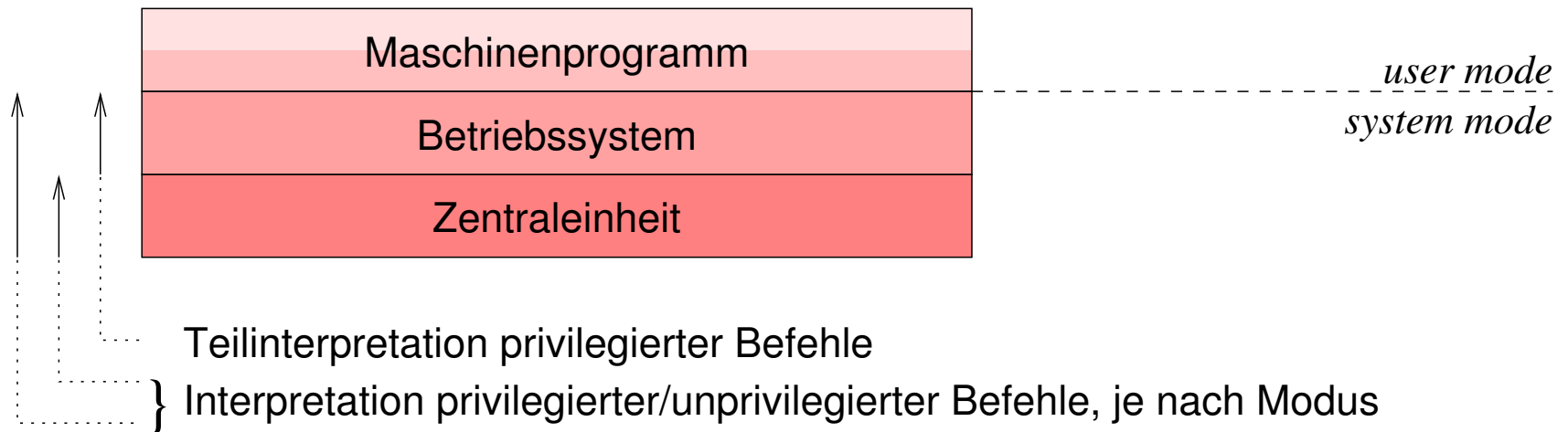
²Binärkode des realen Prozessors, auch: Maschinenkode.





- **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** \leadsto Systemaufruf
- Ausführungsplattform = Systemebene (*system level, kernel space*)
 - uneingeschränkter Umgang mit den Merkmalen der Befehlssatzebene
 - alle Maschinenbefehle werden direkt ausgeführt, alle Operationen gültig



- ein auf Ebene₅ symbolisch repräsentiertes Programm der Ebene₃:

```
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 4:³

```
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 cml $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 \mapsto `libc.a`

³Übersetzung von `echo.c` mit `-S` liefert `echo.s`



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

<pre> 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 </pre>	<pre> 12 write: 13 push %ebx 14 movl 16(%esp),%edx 15 movl 12(%esp),%ecx 16 movl 8(%esp),%ebx 17 mov \$4,%eax 18 int \$0x80 19 pop %ebx 20 cmp \$-4095,%eax 21 jae __syscall_error 22 ret </pre>
---	---

- nach Kompilation⁴ 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
                
```

⁴Übersetzung von echo.c inklusive abschließender Bindung.



■ Systemaufrufzuteiler (*system call dispatcher*):

- ein auf Ebene₄ symbolisch repräsentiertes Programm der Ebene₂
- kernel-source-2.4.20/arch/i386/kernel/entry.S (Auszug)

Prolog

Abruf und Ausführung

Epilog

```
1  system_call:      14      ...                               25  restore_all:
2  pushl %eax       15      cmpl $(NR_syscalls),%eax        26  popl %ebx
3  cld              16      jae badsys                       27  popl %ecx
4  pushl %es        17      call *sys_call_table(,%eax,4)    28  popl %edx
5  pushl %ds        18      movl %eax,24(%esp)              29  popl %esi
6  pushl %eax       19  ret_from_sys_call:              30  popl %edi
7  pushl %ebp       20      ...                               31  popl %ebp
8  pushl %edi       21      jmp restore_all                  32  popl %eax
9  pushl %esi       22  badsys:                          33  popl %ds
10 pushl %edx       23      movl $-ENOSYS,24(%esp)          34  popl %es
11 pushl %ecx       24      jmp ret_from_sys_call           35  addl $4,%esp
12 pushl %ebx
13 ...
```

4–12 ■ Sicherung des Prozessorzustands des Maschinenprogramms

7–12 ■ Übernahme der aktuellen Parameter von Systemaufrufen

15–18 ■ Überprüfung des Operationskodes und Aufruf der Systemfunktion

26–34 ■ Wiederherstellung des gesicherten Prozessorzustands

36 ■ 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**⁵ 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

⁵Höhere Programmiersprache mit hardwarenahen Sprachelementen.



- ein auf Ebene₅ symbolisch repräsentiertes Programm der Ebene₂:
 - 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

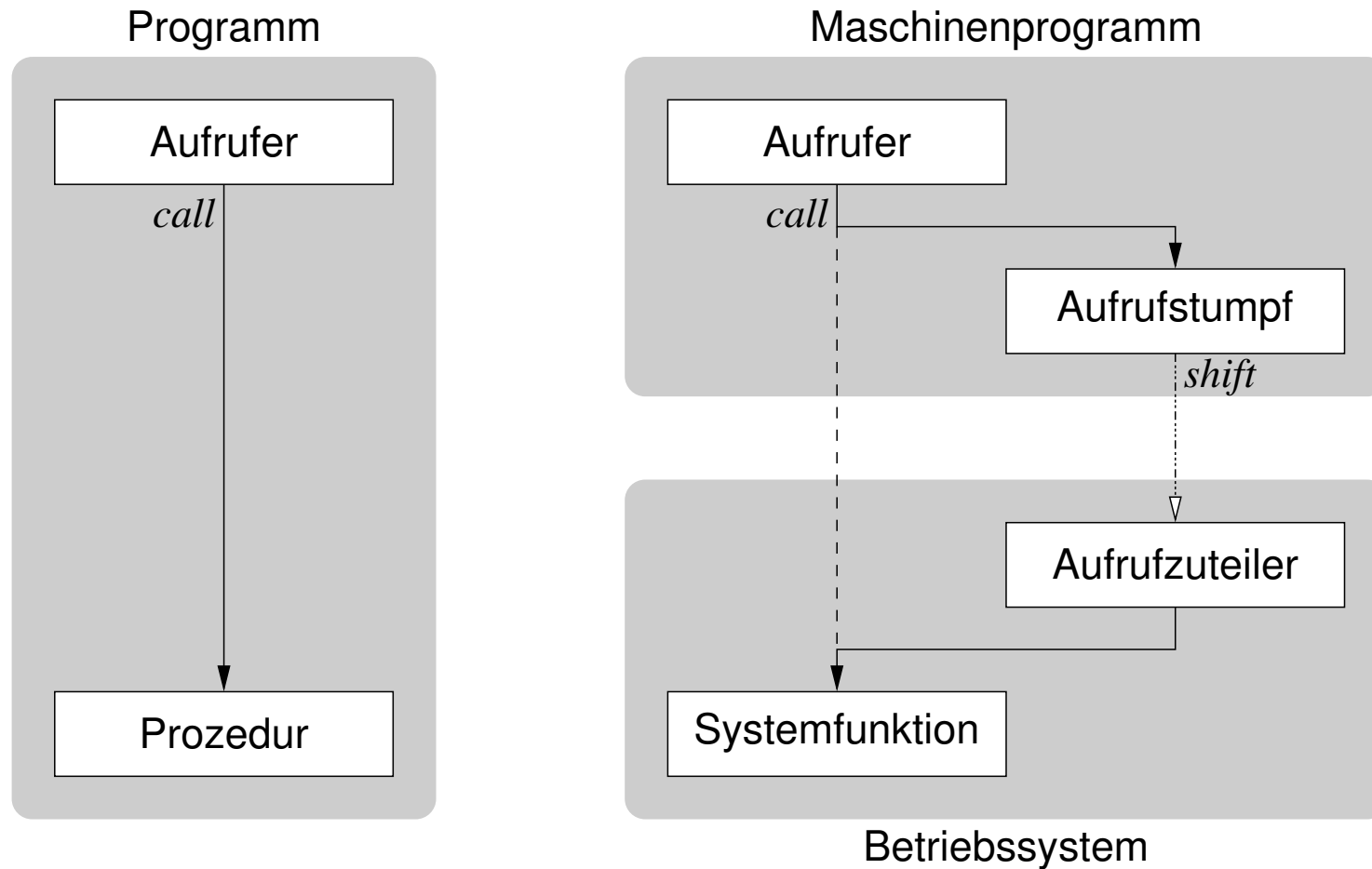
- aktiviert durch `call *sys_call_table(,%eax,4)` (S. 14, Zeile 17)

1 ■ weist den Kompilierer an, Parameter auf dem Stapel zu übergeben⁶

⁶Standardmäßig 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

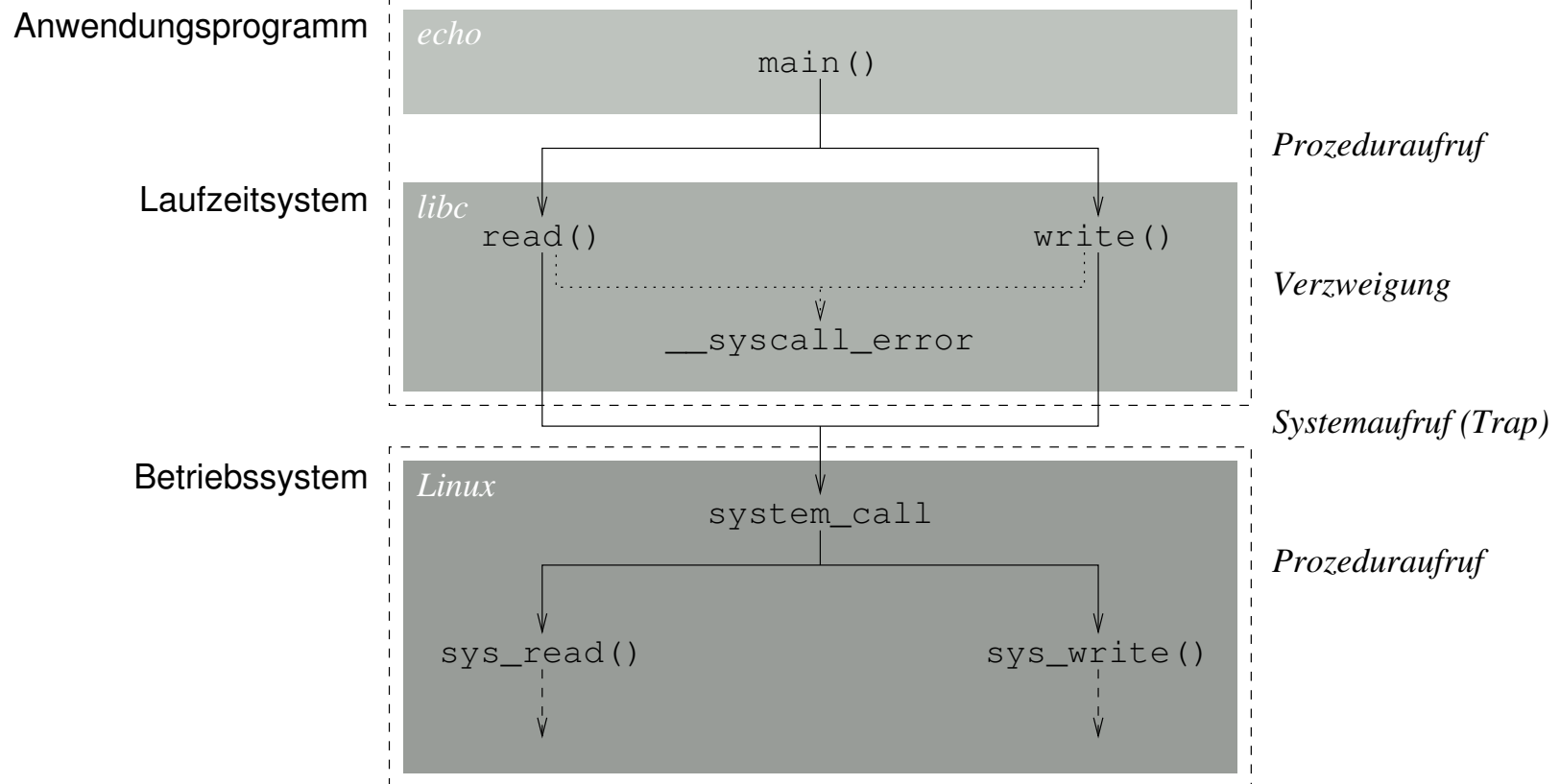
Programmhierarchie
Hochsprachenkonstrukte
Assemblersprachenanweisungen
Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien
Funktionen
Komponenten

Zusammenfassung



Domänenübergreifende Aufrufhierarchie



- „obere“ Domäne (Ebene₃, □)
 - Anwendungsmodus
 - unprivilegiert (graduell)
 - räumlich isoliert (total)
 - transient (logisch)
- „untere“ Domäne (Ebene₂, □)
 - Systemmodus
 - privilegiert (graduell)
 - räumlich isoliert (partiell)
 - resident (logisch)



Systemaufrufchnittstelle (*system call interface*)⁷

```
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
```

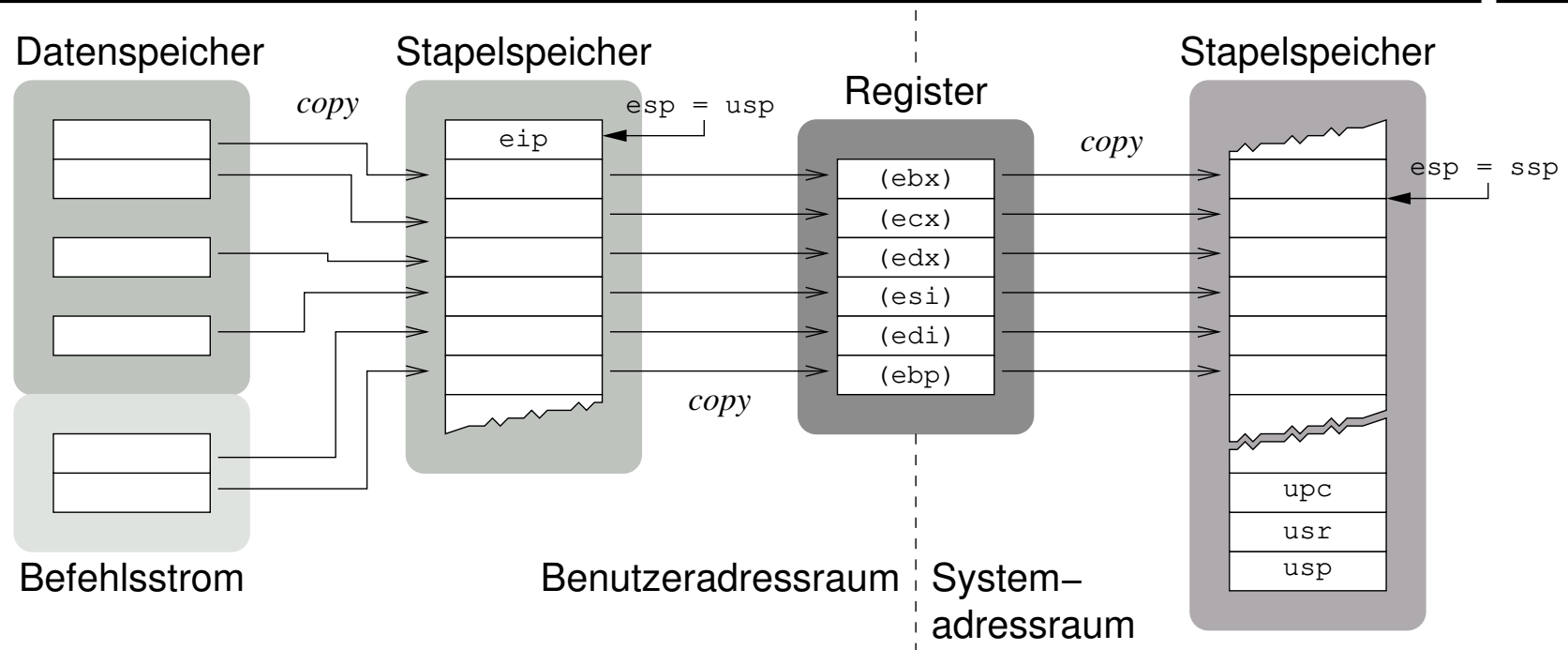
- „Grenzübergangsstelle“ **Aufrufstumpf**
 - einerseits erscheint ein Systemaufruf als normaler **Prozeduraufruf**
 - andererseits bewirkt der Systemaufruf einen **Moduswechsel**
- sorgt für **Ortstransparenz** (funktional)
 - die Lokalität der aufgerufenen Systemfunktion muss nicht bekannt sein

- 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 (Ebene₃ ↦ Ebene₂) auslösen
 - Aufruf abfangen (*trap*) und dem Betriebssystem zustellen
- 9–10 ■ Status überprüfen und ggf. Fehlerbehandlung durchführen

⁷UNIX 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 Befehlssatzebene⁸
 - die Registeranzahl bestimmt die Anzahl direkter Parameter
 - ggf. sind weitere Parameter indirekt über den Stapelzeiger zu laden

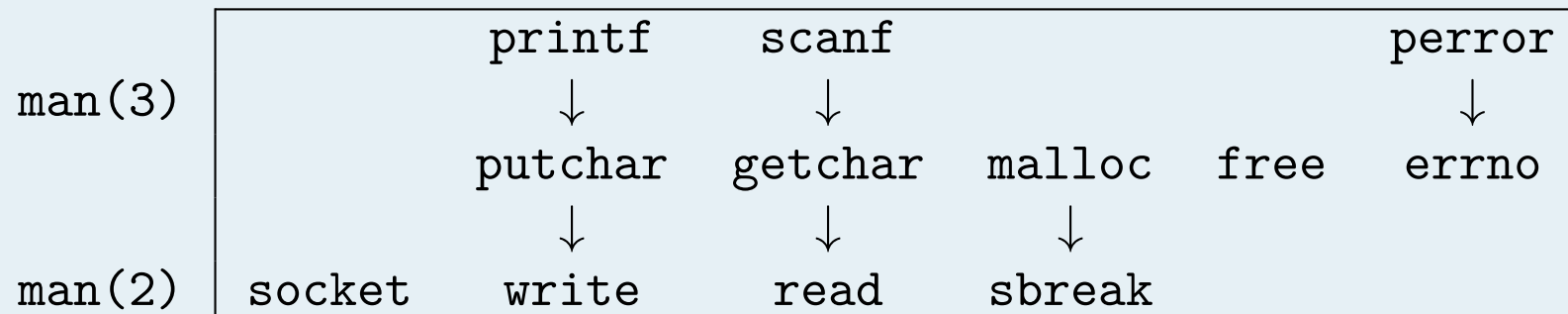
⁸ ... und der problemorientierten Programmiersprachenebene, des Kompilierers.



Laufzeitumgebung (*runtime environment*)⁹

- **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)



⁹UNIX *Programmers Manual* (UPM), Lektion 3 — man(3)

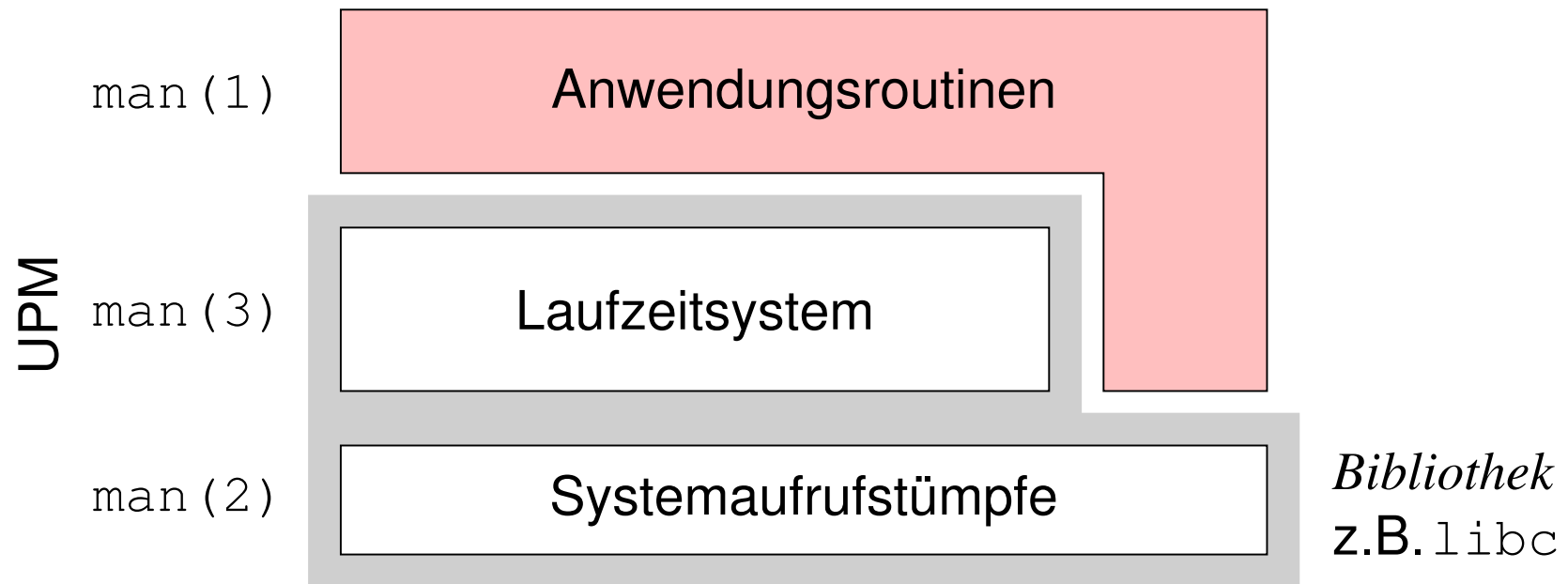


Ensemble problemspezifischer Prozeduren

- **Anwendungsroutinen** (des Rechners)
 - bei C/C++ die Funktion `main()` und anderes Selbstgebautes
 - setzen u.a. Betriebssystem- oder Laufzeitsystemaufrufe ab
- **Laufzeitsystemfunktionen** (des Kompilers/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)



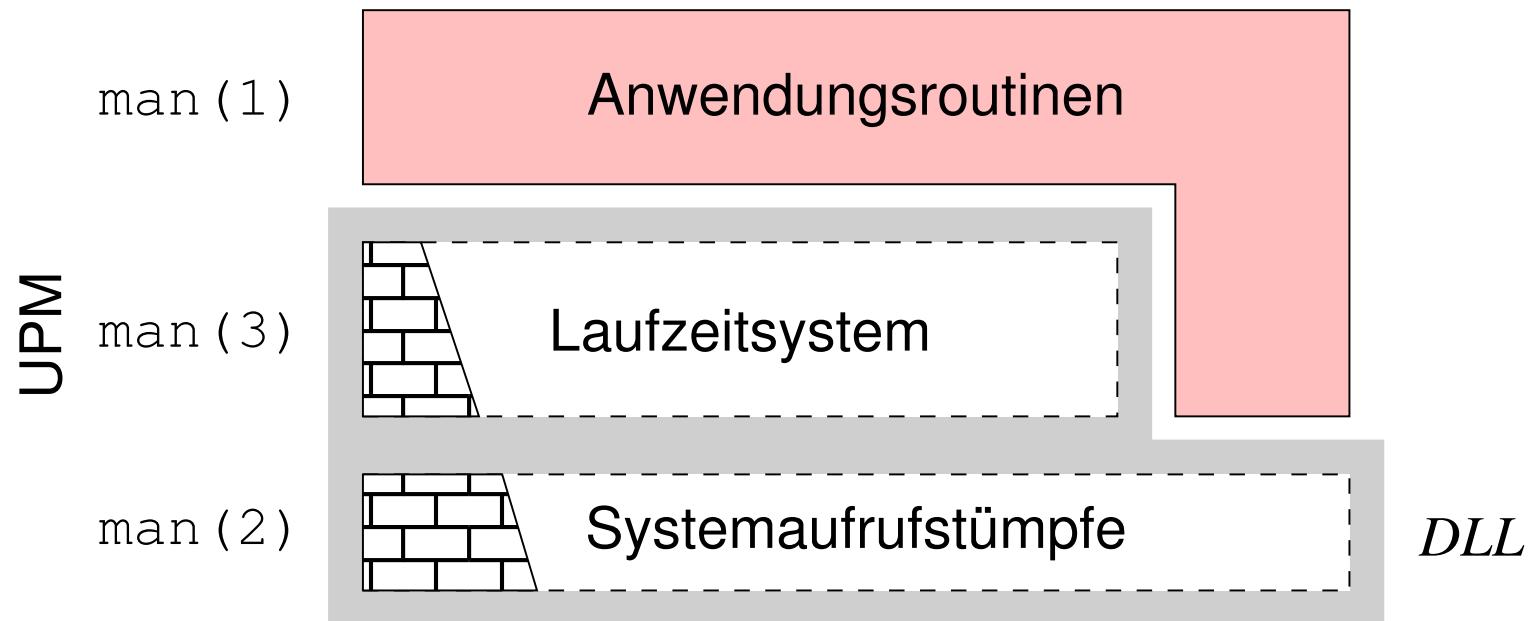
Grobstruktur von Maschinenprogrammen I



- 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_[2,3] 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 \rightsquigarrow **Teilinterpretation**



Gliederung

Einführung
Hybrid

Programmhierarchie
Hochsprachenkonstrukte
Assemblersprachenanweisungen
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_[2,3] als **Programmhierarchie** virtueller Maschinen erklärt
 - Repräsentation einer **Systemfunktion** in Hochsprache, Assemblersprache und symbolischen Maschinencode 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
 - Ebene₃-Programme sind ein Ensemble von (a) Anwendungsroutinen 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*)¹⁰
- nichtflüchtige Register** – Inhalt gilt als beständig, muss unverändert bleiben
- bei Aufgerufener gespeichert (*callee saved*)

¹⁰x86: `eax, ecx, edx`



Programmbeispiel: Speicherzelleninhalte austauschen

■ Ebene₅

```
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 }
```

■ Ebene₄ beziehungsweise Ebene_[3,2] im symbolischen Maschinencode

10	swap:		23	pushl	\$_bar	
11	pushl	%ebp	24	pushl	\$_foo	
12	movl	%esp, %ebp	25	calll	swap	
13	pushl	%esi				23–24 Parameterübergabe
14	movl	12(%ebp), %eax				25 Unterprogrammaufruf
15	movl	8(%ebp), %ecx				
16	movl	(%ecx), %edx				11–12 lokale Basis einrichten
17	movl	(%eax), %esi				13 Register sichern
18	movl	%esi, (%ecx)				14–15 Parameterübernahme
19	movl	%edx, (%eax)				16 lokale Variable definieren
20	popl	%esi				17–19 Tausch bewerkstelligen
21	popl	%ebp				20–22 Epilog und Rücksprung
22	retl					



Varianten von Aktivierungsblöcken

- funktional gleich auf allen Ebenen, aber nichtfunktional ist Ebene₅ 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)

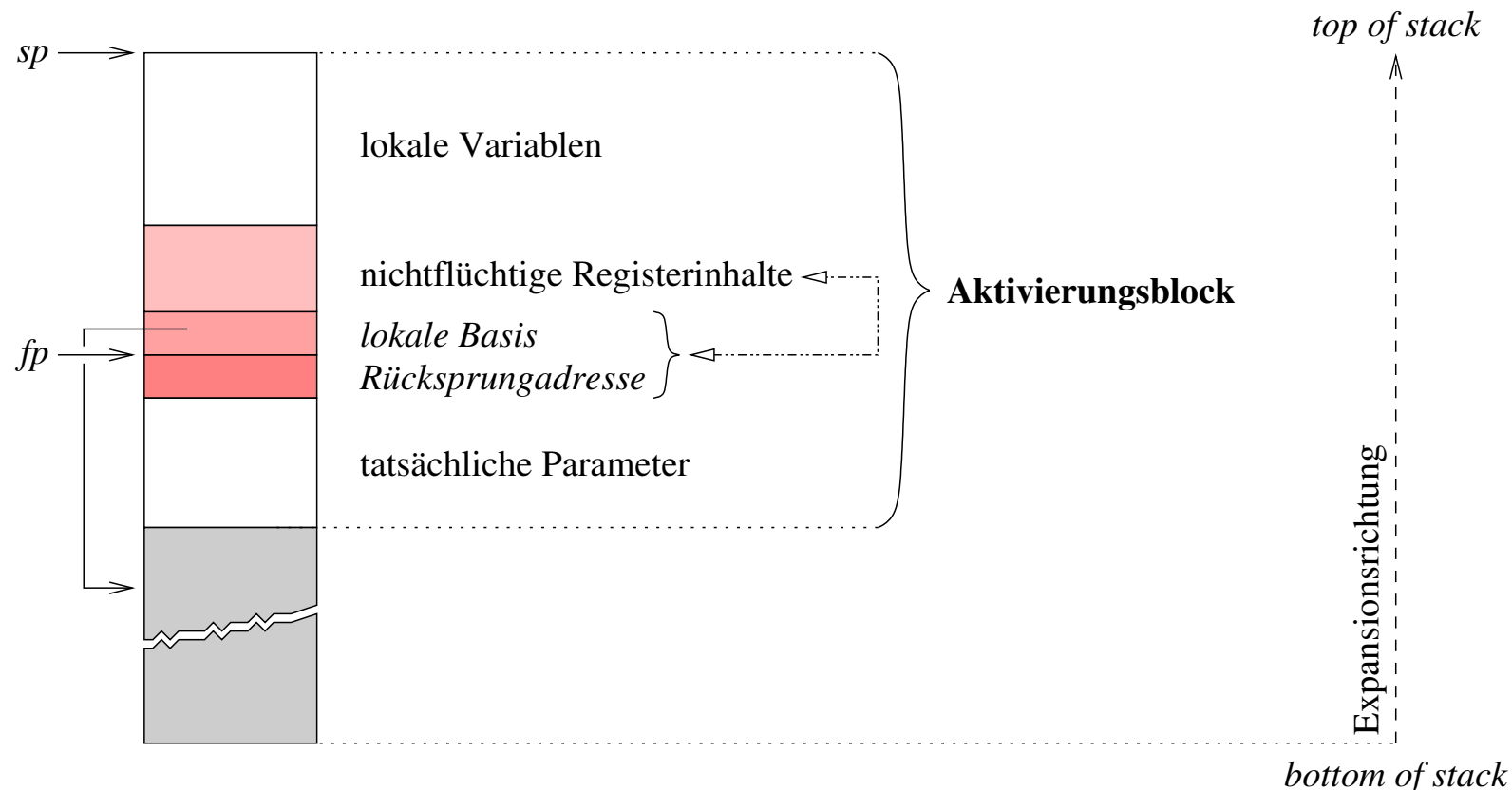
```
21 swap:
22 #
23 #
24     pushl   %esi
25     movl   12(%esp), %eax
26     movl   8(%esp), %ecx
27     movl   (%ecx), %edx
28     movl   (%eax), %esi
29     movl   %esi, (%ecx)
30     movl   %edx, (%eax)
31     popl   %esi
32 #
33     retl
```

- 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 Stapels
 - fp* ■ *frame pointer* (optional)¹¹, die lokale Basis eines Unterprogramms
 - Zeiger auf die lokale Basis des umgebenden Unterprogramms

¹¹gcc -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

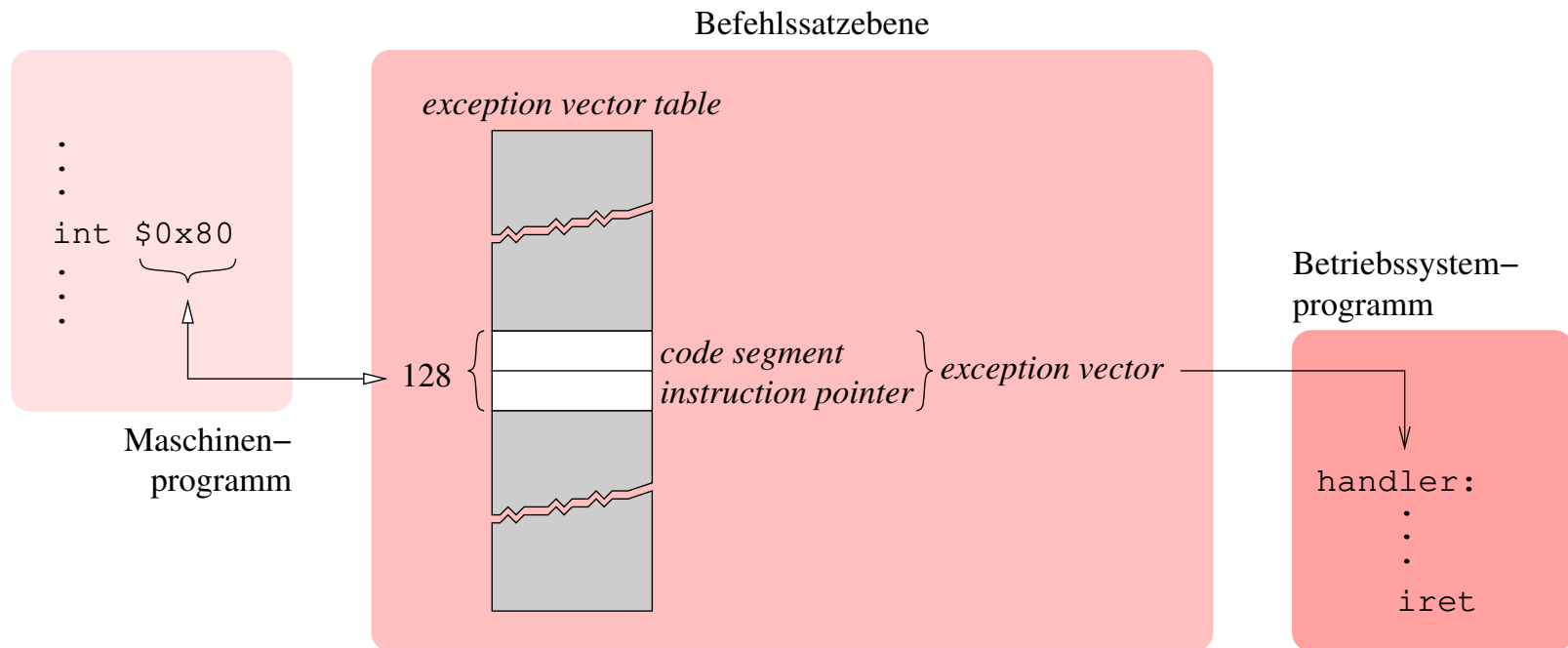
Jenseits von Assemblersprache oder nativem Kode

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 Unterbrechungsbefehl¹²



■ 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

¹²`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 (Prozessorakte, [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 Ebene₂-Befehle eingeführt
 - `sysenter/sysexit` (Intel, [2]) und `syscall/sysret` (AMD)
 - diese ändern lediglich den **Betriebsmodus** des Ebene₂-Prozessors (CPU)



`sysenter/syscall` unprivilegiert \mapsto privilegiert (d.h., Ebene_{3 \mapsto 2})
`sysexit/sysret` privilegiert \mapsto unprivilegiert (d.h., Ebene_{2 \mapsto 3})

- Verwendung im Maschinenprogramm (Ebene₃) für Linux:

Umschaltung hin zur Ebene₂

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

Fortsetzung auf Ebene₃

```
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 Ebene₃ gesichert und wiederhergestellt werden.

- Aufruf ersetzt `int $0x80` im Systemaufrufstumpf
- `sysenter` bewirkt Sprung zu `sysenter_entry` im Kern
- Ausführung von `sysexit` auf Ebene₂ bewirkt Rücksprung an Zeile 7
- der Wert von `SYSENTER_RETURN` ist eine „Betriebssystemkonstante“

- der Mechanismus kann die Systemaufruf Latenz des Ebene₂-Prozessors signifikant verringern (z.B. von 181 auf 92 Taktzyklen [5])

