

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 Rechengesystem

- 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

¹central processing unit, CPU



Betriebssystem ≡ 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^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)

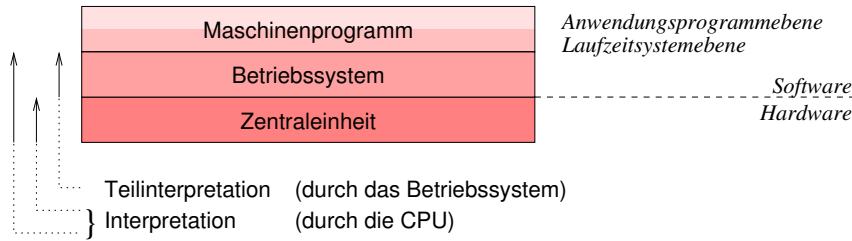
- Maschinenprogramme setzen sich aus Anweisungen zusammen, die **ohne Übersetzung** von einem Prozessor ausführbar sind
 - gleichwohl werden sie (normalerweise) durch Übersetzung generiert
 - nahezu ausschließlich automatisch: Kompilierer, Assembler, Binder
 - in seltenen Fällen manuell: **nativer Kode** (*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.



„Triumvirat“

... zur Ausführung von Anwendungsprogrammen

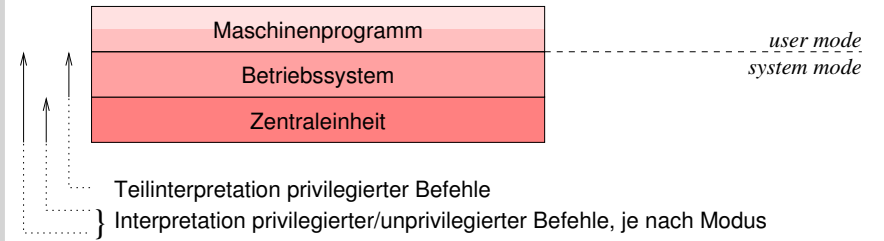


- **Maschinenprogramm = Anwendungsprogramm + Laufzeitsystem**
 - beide Teilebenen liegen im selben **Adressraum**, der zudem (logisch) per **Speicherschutz** von anderen Adressräumen isoliert ist
 - einfache Unterprogrammaufrufe aktivieren das Laufzeitsystem
- **Ausführungsplattform = Betriebssystem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



Benutzer-/Systemgrenze

Betriebsmodus



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



Anwendungsprogramm: Hochsprache

C

- 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*.



Anwendungsprogramm: Assemblersprache

ASM

- dasselbe Programm (S. 11) symbolisch repräsentiert auf Ebene₄:³

```

.file "echo.c"
.text
.p2align 4,,15
.globl echo
.type echo, @function
echo:
    pushl %ebx
    subl $40, %esp
    leal 28(%esp), %ebx
    jmp .L2
.p2align 4,,7
.p2align 3
.L3:
    movl $1, 8(%esp)
    movl %ebx, 4(%esp)
    movl $1, (%esp)
    call write
.L2:
    movl $1, 8(%esp)
    movl %ebx, 4(%esp)
    movl $0, (%esp)
    call read
    cmpl $1, %eax
    je .L3
    addl $40, %esp
    popl %ebx
    ret

```

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

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



■ **Stümpfe** der Systemfunktionen auf Ebene₃, 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 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.



■ **Systemaufraufzuteiler** (*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		36 iret
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



■ **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)

```

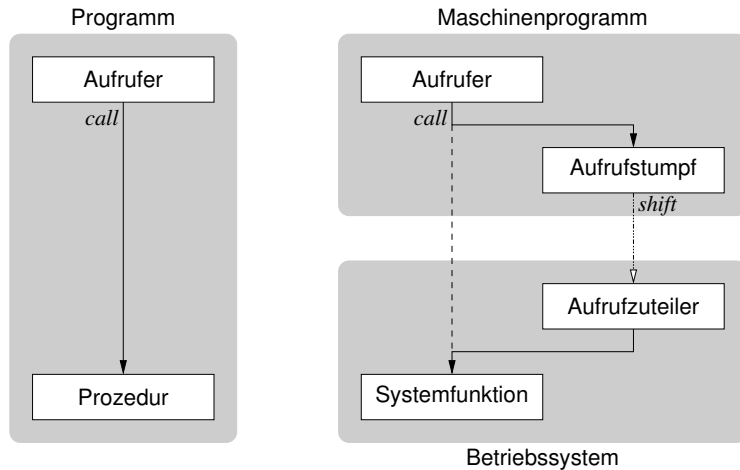
1 asmlinkage
2 ssize_t sys_read(unsigned int fd, char *buf, size_t count) {
3     ssize_t ret;
4     struct file *file;
5
6     ret = -EBADF;
7     file = fget(fd);
8     if (file) {
9         ...
10    }
11    return ret;
12 }
13
14 asmlinkage ssize_t sys_write ...
    
```

- **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

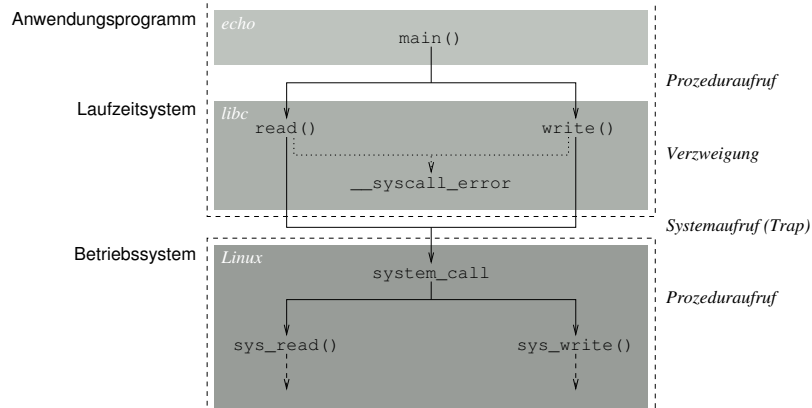
Programmhierarchie
Hochsprachenkonstrukte
Assemblersprachenanweisungen
Betriebssystembefehle

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)



Systemaufrufsschnittstelle (*system call interface*)⁷

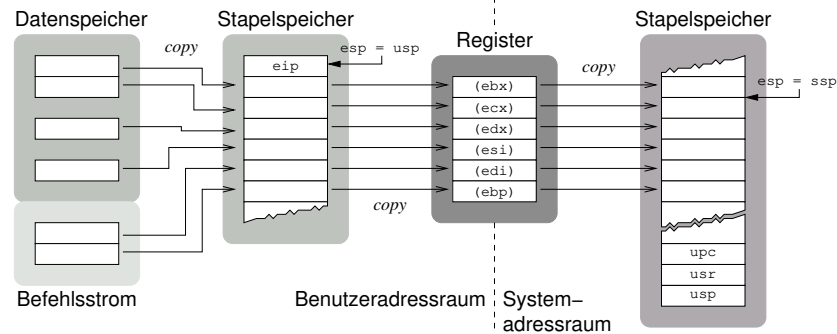
```

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 **Prozedurfernaufufe**, 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)



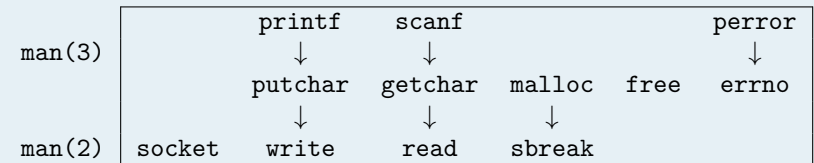
- **Werteübergabe** (*call by value*) für alle Parameter
 - Variable: Befehlsoperand ist Adresse im Datenspeicher inkl. Register
 - Direktwert: Bestandteil des Befehls im Befehlsstrom
- stark abhängig vom **Programmiermodell** der Befehlssatzebene⁸
 - die Registeranzahl bestimmt die Anzahl direkter Parameter
 - ggf. sind weitere Parameter indirekt über den Stapelzeiger zu laden

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



- **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)



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

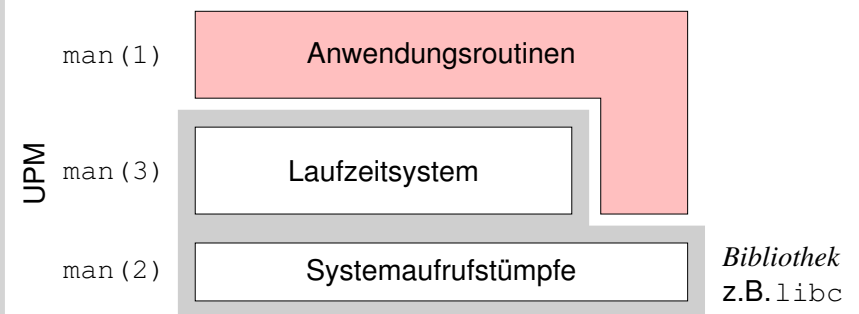


Ensemble problemspezifischer Prozeduren

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



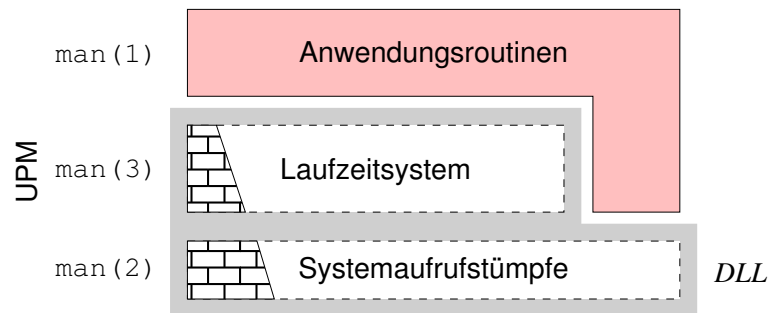
Grobstruktur von Maschinenprogrammen I



- statisch gebundenes Programm
 - zum Ladezeitpunkt des Programms sind alle Referenzen aufgelöst
 - Compiler und Assembler 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 \leadsto **Teilinterpretation**



Gliederung

Einführung
Hybrid

Programmhierarchie
Hochsprachenkonstrukte
Assemblersprachenanweisungen
Betriebssystembefehle

Organisationsprinzipien
Funktionen
Komponenten

Zusammenfassung



Resümee

... Maschinenprogramme gibt es nicht ohne Betriebssystem

- 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



- [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>



- 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 Compilers 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)

```

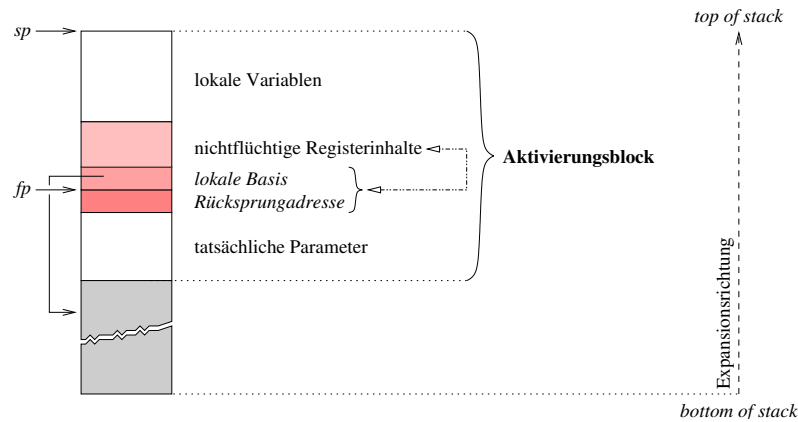
21 swap:
22 #
23 #
24     pushl %esi
25     movl 12(%esp), %eax
26     movl 8(%esp), %ecx
27     movl (%ecx), %edx
28     movl (%eax), %esi
29     movl %esi, (%ecx)
30     movl %edx, (%eax)
31     popl %esi
32 #
33     retl
```

- 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 Befehlsatzebene 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

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

Relevante Merkmale der Befehlsatzebene

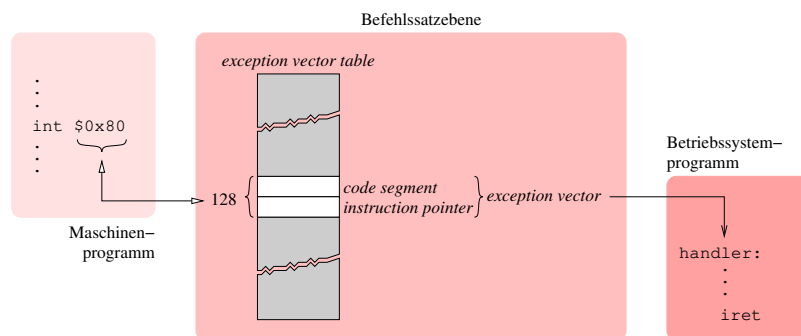
- die Expansionsrichtung des Stapels verläuft. . .
 - von hohen zu niedrigen Adressen (*top-down stack*, x86) oder
 - von niedrigen zu hohen Adressen (*bottom-up stack*)
- der Stapelzeiger adressiert. . .
 - das zuletzt auf dem Stapel abgelegte Datum (x86) oder
 - den nächsten freien Platz an der Oberseite 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., Ebene₃ \rightarrow 2)
`sysexit/sysret` privilegiert \mapsto unprivilegiert (d.h., Ebene₂ \rightarrow 3)

■ Verwendung im Maschinenprogramm (Ebene₃) für Linux:

Umschaltung hin zur Ebene₂

Fortsetzung auf Ebene₃

```

1  __kernel_vsyscall:      7  SYSENTER_RETURN:
2  pushl %ecx              8  popl %ebp
3  pushl %edx              9  popl %edx
4  pushl %ebp             10  popl %ecx
5  movl %esp,%ebp         11  ret
6  sysenter
    
```

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
- Ausführung von `sysexit` auf Ebene₂ bewirkt Rücksprung an Zeile 7
- `sysenter` bewirkt Sprung zu `sysenter_entry` im Kern
- 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])

