4. Foliensatz
Betriebssysteme und Rechnernetze

Prof. Dr. Christian Baun

Frankfurt University of Applied Sciences
(1971–2014: Fachhochschule Frankfurt am Main)
Fachbereich Informatik und Ingenieurwissenschaften
christianbaun@fb2.fra-uas.de

Lernziele dieses Foliensatzes

- Am Ende dieses Foliensatzes kennen/verstehen Sie...
  - Was ein **Prozess** aus Sicht des Betriebssystems ist
  - Welche Informationen der **Prozesskontext** im Detail enthält
    - **Benutzerkontext**
    - **Hardwarekontext**
    - **Systemkontext**
  - die unterschiedlichen Prozesszustände anhand verschiedener **Zustands-Prozessmodelle**
  - wie das **Prozessmanagement** mit **Prozesstabellen**, **Prozesskontrollblöcken** und **Zustandslisten** funktioniert
  - welche Schritte Betriebssysteme beim **Erstellen von Prozessen** (via `fork` oder `exec`) oder **Löschen von Prozessen** durchführen
  - was **Forkbomben** sind
  - die **Struktur von UNIX-Prozessen im Speicher**
  - was **Systemaufrufe** (System Calls) sind und wie sie funktionieren

Übungsblatt 4 wiederholt die für die Lernziele relevanten Inhalte dieses Foliensatzes

Prozess und Prozesskontext

Wir wissen bereits. . .

- Ein **Prozess** (lat. *procedere* = voranschreiten) ist eine Instanz eines Programms, das ausgeführt wird
- Prozesse sind dynamische Objekte und repräsentieren sequentielle Aktivitäten im Computer
- Auf Computern sind immer mehrere Prozesse in Ausführung
- Die CPU wird im raschen Wechsel zwischen den Prozessen hin- und hergeschaltet

- Ein Prozess umfasst außer dem Quelltext noch seinen **Kontext**
- 3 Arten von Kontextinformationen speichert das Betriebssystem:
  - **Benutzerkontext**
    - Daten im zugewiesenen Adressraum (virtuellen Speicher) $\Longrightarrow$ Foliensatz 2
  - **Hardwarekontext**
    - Register in der CPU
  - **Systemkontext**
    - Informationen, die das Betriebssystem über einen Prozess speichert
- Die Informationen im Hardwarekontext und Systemkontext verwaltet das Betriebssystem im **Prozesskontrollblock** $\Longrightarrow$ Folie 6

Hardwarekontext

- Der **Hardwarekontext** umfasst die Inhalte der Register in der CPU zum Zeitpunkt der Prozess-Ausführung
- Register, deren Inhalt bei einem Prozesswechsel gesichert werden muss:
  - Befehlszähler (*Program Counter*, *Instruction Pointer*) – enthält die Speicheradresse des nächsten auszuführenden Befehls
  - Stackpointer – enthält die Speicheradresse am Ende des Stacks
  - Basepointer – zeigt auf eine Adresse im Stack
  - Befehlsregister (*Instruction Register*) – speichert den aktuellen Befehl
  - Akkumulator – speichert Operanden für die ALU und deren Resultate
  - Page-table base Register – Adresse wo die Seitentabelle des laufenden Prozesses anfängt
  - Page-table length Register – Länge der Seitentabelle des laufenden Prozesses

Einige dieser Register wurden in Foliensatz 2 vorgestellt

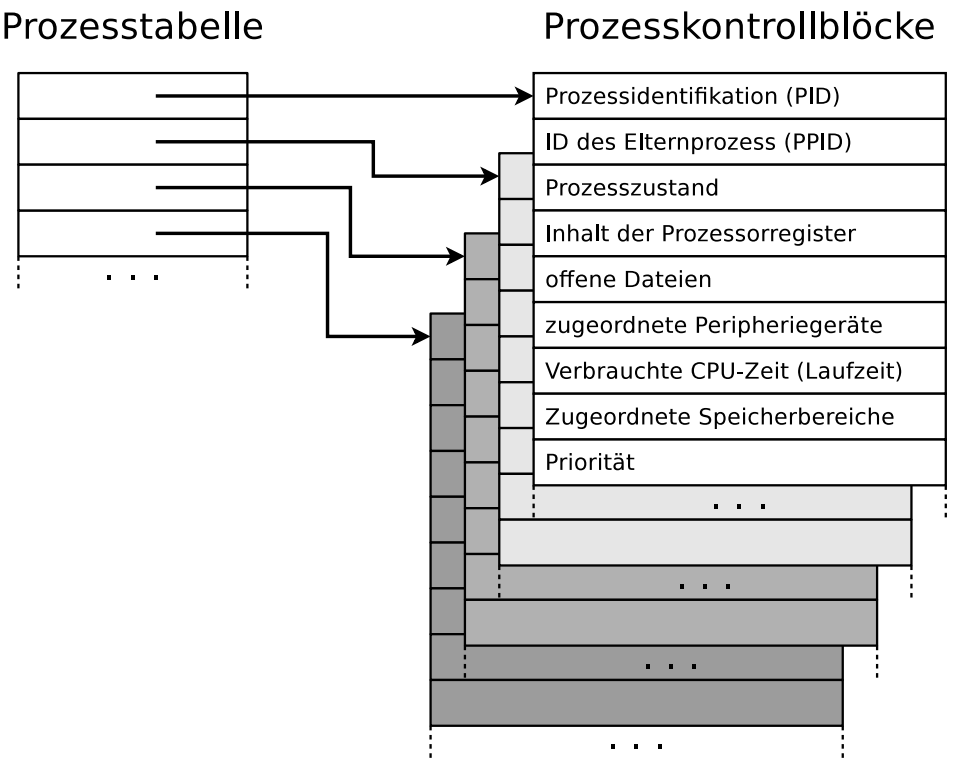
Systemkontext

- Der **Systemkontext** sind die Informationen, die das Betriebssystem über einen Prozess speichert
- Beispiele:
  - Eintrag in der Prozesstabelle
  - Prozessnummer (PID)
  - Prozesszustand
  - Information über Eltern- oder Kindprozesse
  - Priorität
  - Identifier – Zugriffsrechte auf Ressourcen
  - Quotas – Zur Verfügung stehende Menge der einzelnen Ressourcen
  - Laufzeit
  - Geöffnete Dateien
  - Zugeordnete Geräte

Prozesstabelle und Prozesskontrollblöcke

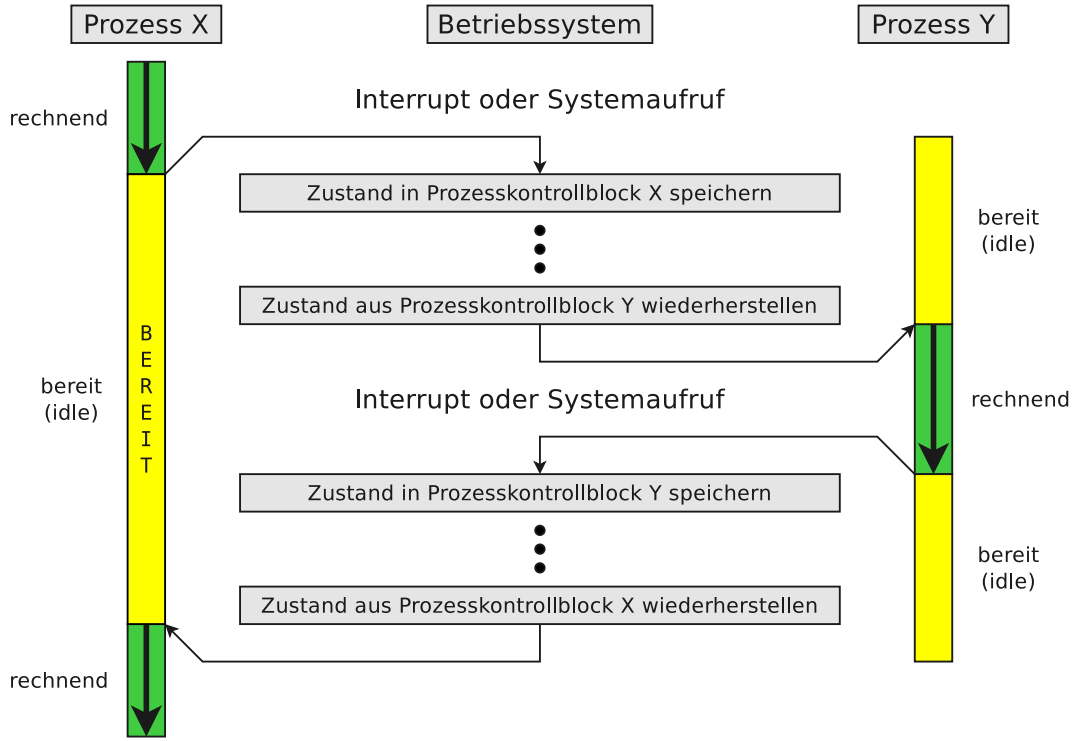
- Jeder Prozess hat seinen eigenen Prozesskontext, der von den Kontexten anderer Prozesse unabhängig ist

- Zur Verwaltung der Prozesse führt das Betriebssystem die **Prozesstabelle**
  - Es ist eine Liste aller existierenden Prozesse
  - Sie enthält für jeden Prozess einen Eintrag, den **Prozesskontrollblock**



Prozesswechsel

- Beim Prozesswechsel wird der Kontext ($\Longrightarrow$ Inhalt der CPU-Register) im Prozesskontrollblock gespeichert
- Erhält ein Prozess Zugriff auf die CPU, wird sein Kontext mit dem Inhalt des Prozesskontrollblocks wiederhergestellt



- Jeder Prozess ist zu jedem Zeitpunkt in einem bestimmten **Zustand** $\Longrightarrow$ Zustandsdiagramm der Prozesse

Prozesszustände

Wir wissen bereits...

Jeder Prozess befindet sich zu jedem Zeitpunkt in einem Zustand

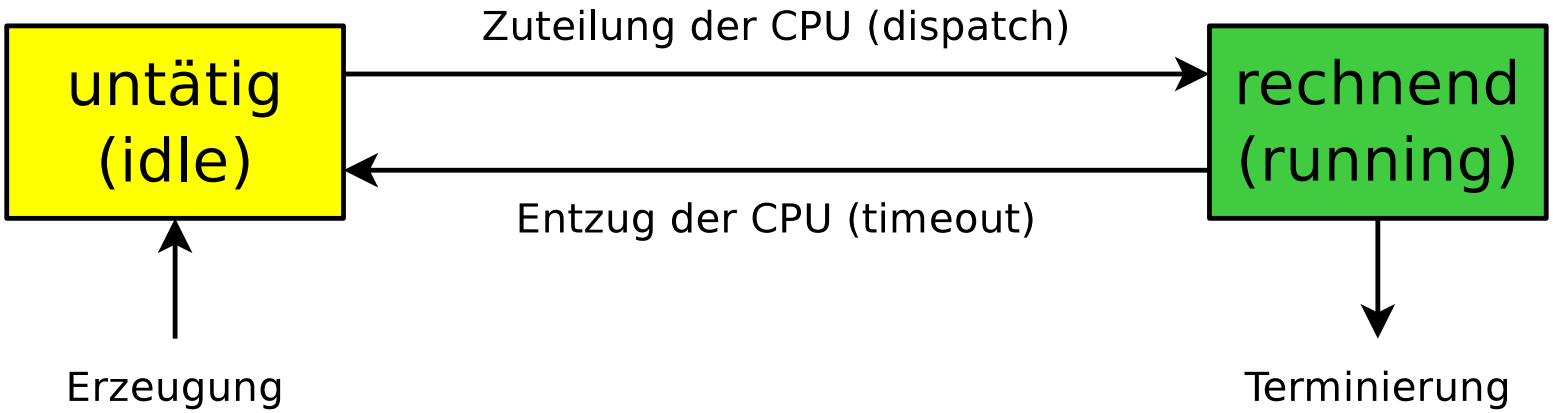
- Wie viele unterschiedliche Zustände es gibt, hängt vom Zustands-Prozessmodell des Betriebssystems ab

Frage

Wie viele Prozesszustände braucht ein Prozessmodell mindestens?

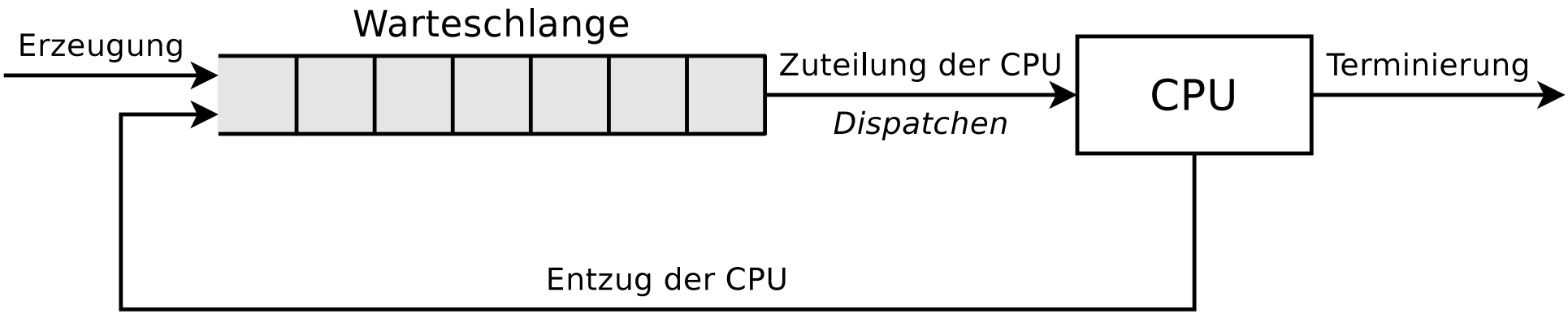
2-Zustands-Prozessmodell

- Prinzipiell genügen 2 Prozesszustände
  - **rechnend** (*running*): Einem Prozess wurde die CPU zugeteilt
  - **untätig** (*idle*): Die Prozesse warten auf die Zuteilung der CPU



2-Zustands-Prozessmodell (Implementierung)

- Die Prozesse im Zustand **untätig** müssen in einer Warteschlange gespeichert werden, in der sie auf ihre Ausführung warten
  - Die Liste wird nach Prozesspriorität oder Wartezeit sortiert



Die Priorität (anteilige Rechenleistung) hat unter Linux einen Wert von -20 bis +19 (in ganzzahligen Schritten). -20 ist die höchste Priorität und 19 die niedrigste Priorität. Die Standardpriorität ist 0. Normale Nutzer können Prioritäten von 0 bis 19 vergeben. Der Systemverwalter (`root`) darf auch negative Werte vergeben.

- Dieses Modell zeigt auch die Arbeitsweise des **Dispatchers**
  - Aufgabe des Dispatchers ist die Umsetzung der Zustandsübergänge
- Die Ausführungsreihenfolge der Prozesse legt der **Scheduler** fest, der einen **Scheduling-Algorithmus** (siehe Foliensatz 5) verwendet

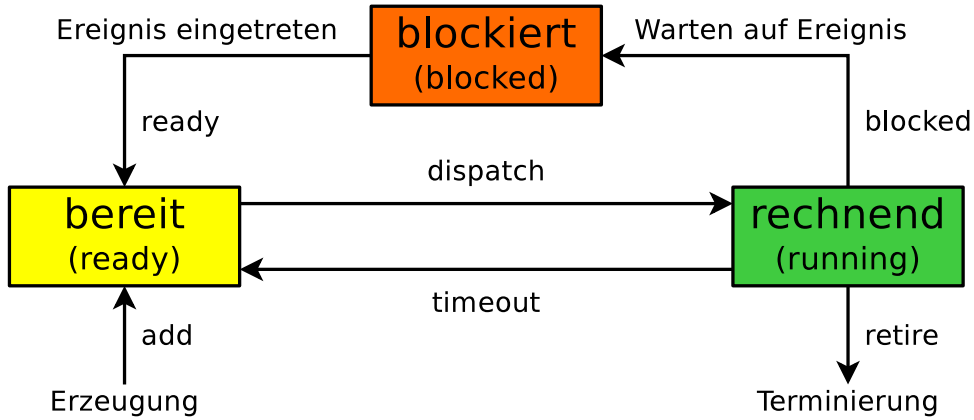
Konzeptioneller Fehler des 2-Zustands-Prozessmodells

- Das 2-Zustands-Prozessmodell geht davon aus, dass alle Prozesse immer zur Ausführung bereit sind
  - Das ist unrealistisch!
- Es gibt fast immer Prozesse, die **blockiert** sind
  - Mögliche Gründe:
    - Warten auf die Eingabe oder Ausgabe eines E/A-Geräts
    - Warten auf das Ergebnis eines anderen Prozesses
    - Warten auf eine Reaktion des Benutzers
- Lösung: Die untätigen Prozesse werden in 2 Gruppen unterschieden
  - Prozesse die **bereit** (ready/idle) sind
  - Prozesse die **blockiert** (blocked) sind

$\Longrightarrow$ 3-Zustands-Prozessmodell

3-Zustands-Prozessmodell (1/2)

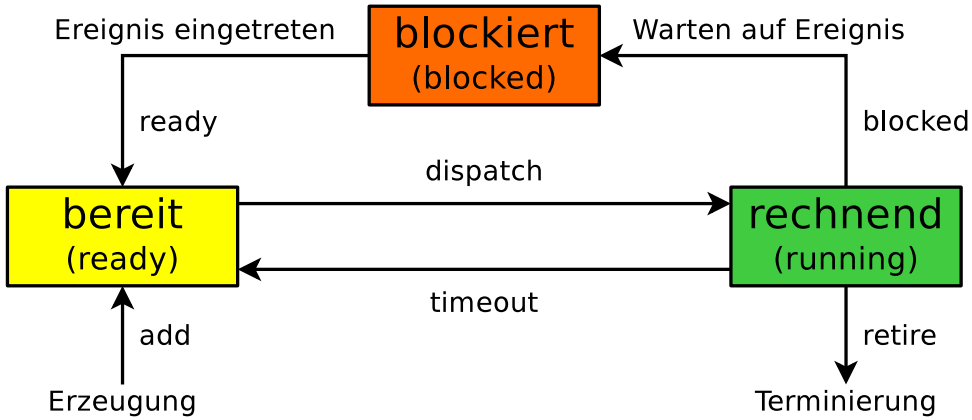
- Jeder Prozess befindet sich in einem der folgenden Zustände:
- **rechnend** (*running*):
  - Der Prozess hat Zugriff auf die CPU und führt auf dieser Instruktionen aus



- **bereit** (*ready*/*idle*):
  - Der Prozess könnte unmittelbar Instruktionen auf der CPU ausführen und wartet aktuell auf die Zuteilung der CPU
- **blockiert** (*blocked*):
  - Der Prozess kann momentan nicht weiter ausgeführt werden und wartet auf das Eintreten eines Ereignisses oder die Erfüllung einer Bedingung
  - Dabei kann es sich z.B. um eine Nachricht eines anderen Prozesses oder eines Eingabe-/Ausgabegeräts oder um das Eintreten eines Synchronisationsereignisses handeln

3-Zustands-Prozessmodell (2/2)

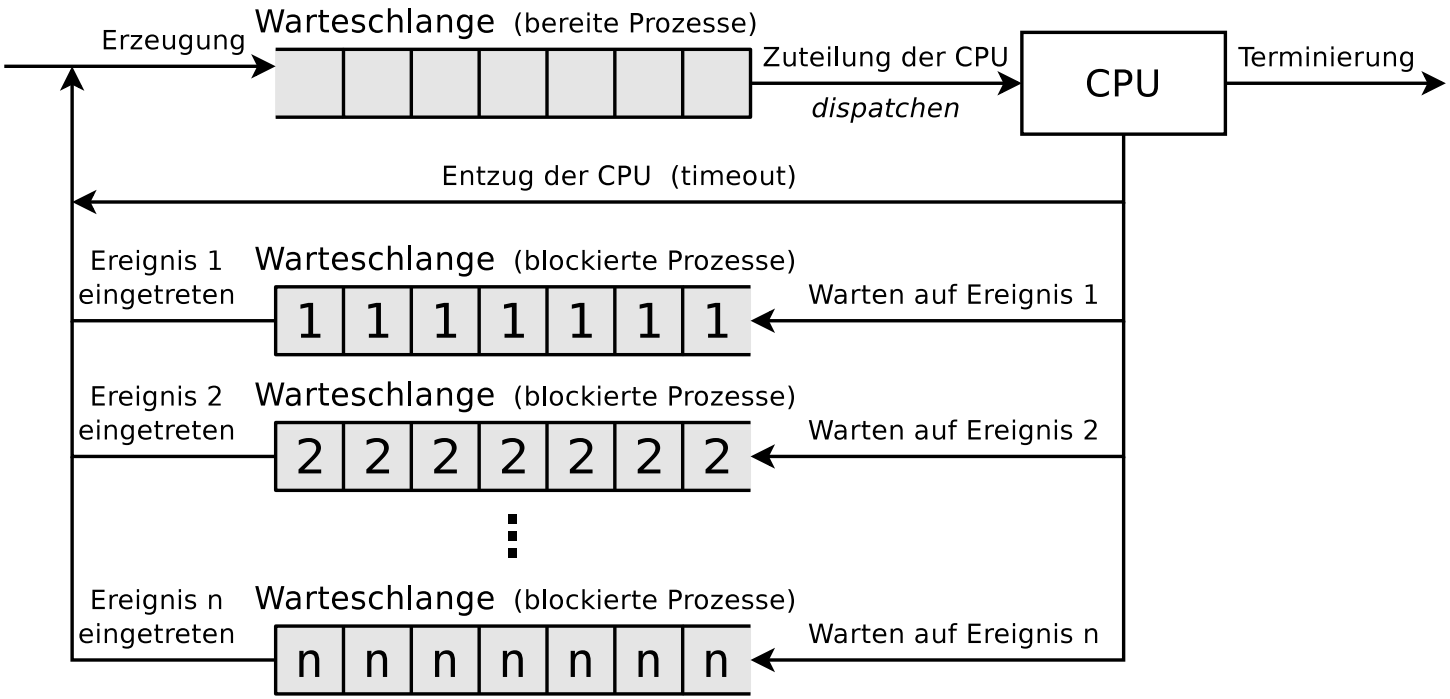
- **add**: Prozesserzeugung und Einordnung in die Liste der Prozesse im Zustand **bereit**
- **retire**: Der rechnende Prozess terminiert
  - Belegte Ressourcen werden freigegeben



- **dispatch**: Die CPU wird einem Prozess im Zustand **bereit** zugeteilt, der nun in den Zustand **rechnend** wechselt
- **block**: Der rechnende Prozess wartet auf eine Nachricht oder ein Synchronisationsereignis und wechselt in den Zustand **blockiert**
- **timeout**: Dem rechnenden Prozess wird wegen einer Entscheidung des Schedulers die CPU entzogen und er wechselt in den Zustand **bereit**
- **ready**: Der Grund, warum der der Prozess blockiert ist, existiert nicht mehr und der Prozess wechselt in den Zustand **bereit**

3-Zustands-Prozessmodell – Realisierung

- In der Praxis implementieren Betriebssysteme (z.B. Linux) mehrere Warteschlangen für Prozesse im Zustand **blockiert**

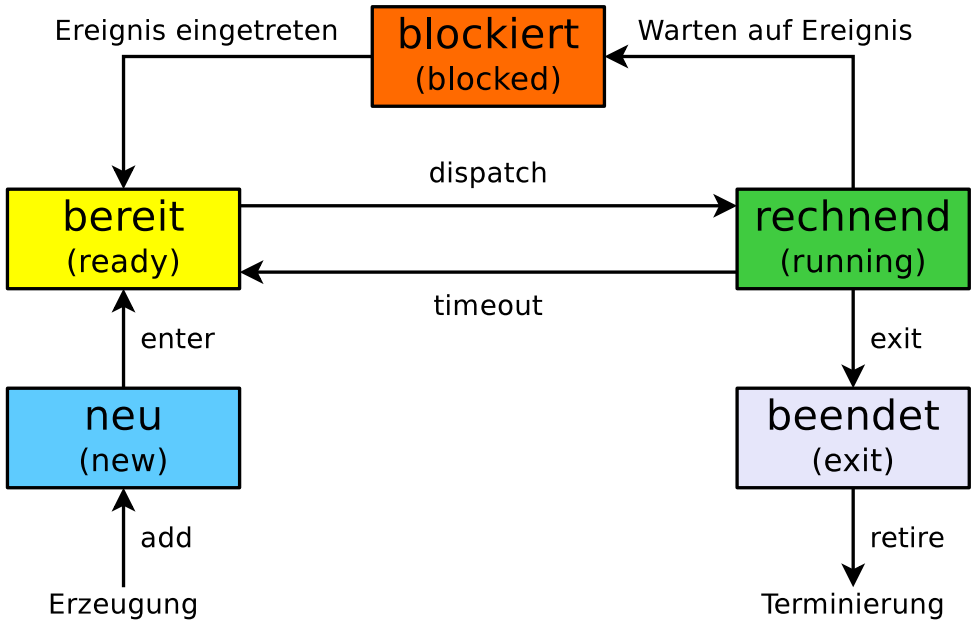


- Beim Zustandsübergang wird der Prozesskontrollblock des Prozesses aus der alten Zustandsliste entfernt und in die neue Zustandsliste eingefügt
- Für Prozesse im Zustand **rechnend** existiert keine eigene Liste

5-Zustands-Prozessmodell

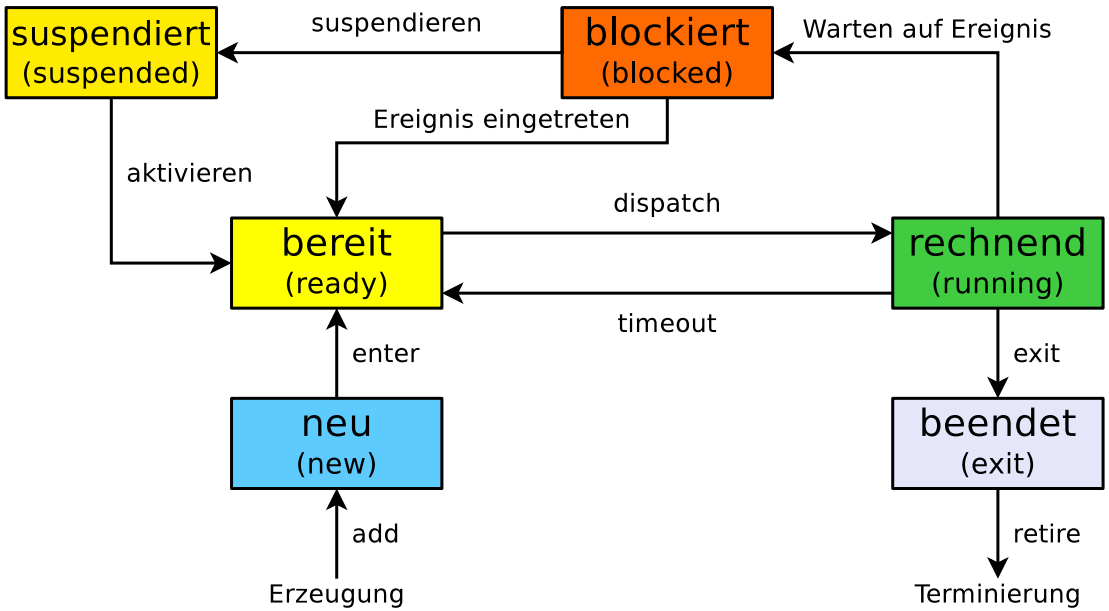
- Es ist empfehlenswert, das 3-Zustands-Prozessmodell um 2 weitere Prozesszustände zu erweitern
  - **neu** (*new*): Der Prozess (Prozesskontrollblock) ist erzeugt, wurde aber vom Betriebssystem noch nicht in die Warteschlange für Prozesse im Zustand **bereit** eingefügt
  - **exit**: Der Prozess ist fertig abgearbeitet oder wurde beendet, aber sein Prozesskontrollblock existiert aus verschiedenen Gründen noch

- Grund für die Existenz der Prozesszustände **neu** und **exit**:
  - Auf manchen Systemen ist die Anzahl der ausführbaren Prozesse limitiert, um Speicher zu sparen und den Grad des Mehrprogrammbetriebs festzulegen



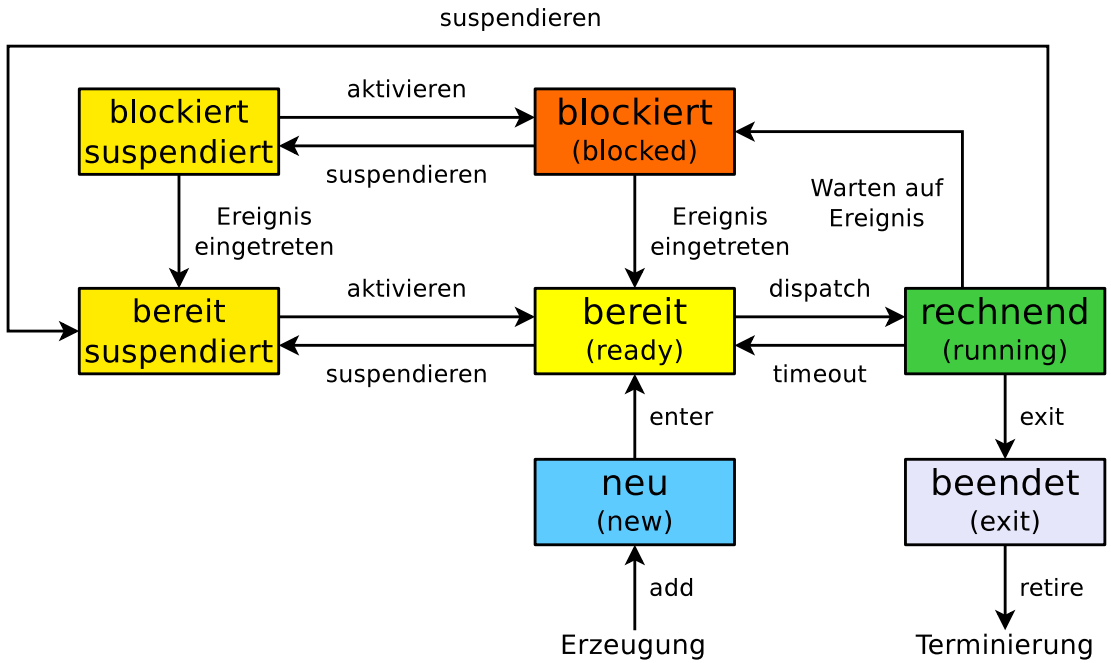
6-Zustands-Prozessmodell

- Ist nicht genügend physischer Hauptspeicher für alle Prozesse verfügbar, müssen Teile von Prozessen ausgelagert werden $\Longrightarrow$ **Swapping**
- Das Betriebssystem lagert Prozesse aus, die im Zustand **blockiert** sind
- Dadurch steht mehr Hauptspeicher den Prozessen in den Zuständen **rechnend** und **bereit** zur Verfügung
  - Es macht also Sinn, das 5-Zustands-Prozessmodell um den Prozesszustand **suspendiert** (*suspended*) zu erweitern



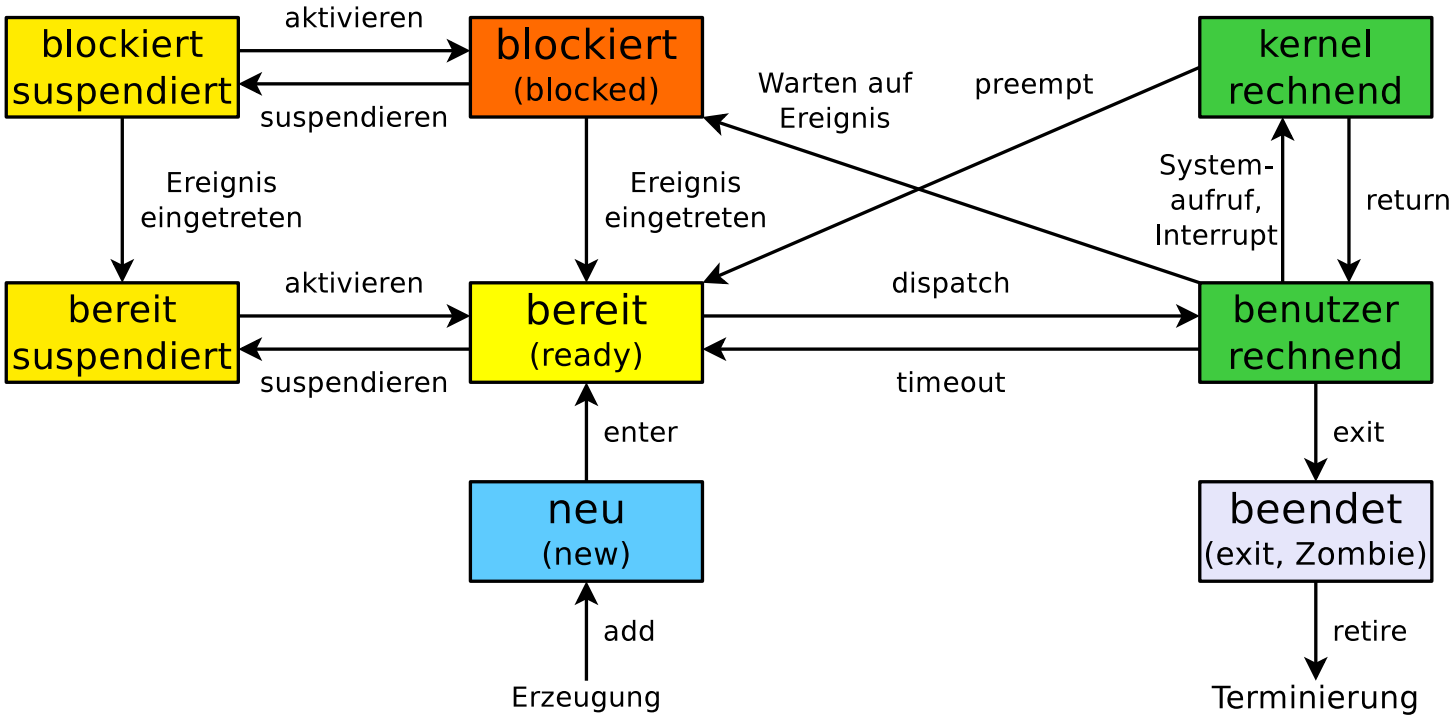
7-Zustands-Prozessmodell

- Wurde ein Prozess suspendiert, ist es besser, den frei gewordenen Platz im Hauptspeicher zu verwenden, um einen ausgelagerten Prozess zu aktivieren, als ihn einem neuen Prozess zuzuweisen
  - Das ist nur dann sinnvoll, wenn der aktivierte Prozess nicht mehr blockiert ist
- Im 6-Zustands-Prozessmodell fehlt die Möglichkeit, die ausgelagerten Prozesse zu unterscheiden in:
  - blockierte ausgelagerte Prozesse
  - nicht-blockierte ausgelagerte Prozesse



Prozessmodell von Linux/UNIX (etwas vereinfacht)

- Der Zustand **rechnend** (*running*) wird unterteilt in die Zustände...
  - **benutzer rechnend** (*user running*) für Prozesse im Benutzermodus
  - **kernel rechnend** (*kernel running*) für Prozesse im Kernelmodus



Ein **Zombie-Prozess** ist fertig abgearbeitet (via Systemaufruf `exit`), aber sein Eintrag in der Prozesstabelle existiert so lange, bis der Elternprozess den Rückgabewert (via Systemaufruf `wait`) abgefragt hat

Prozesse unter Linux/UNIX erzeugen mit `fork` (1/2)

- Der Systemaufruf `fork()` ist die üblicherweise verwendete Möglichkeit, einen neuen Prozess zu erzeugen
- Ruft ein Prozess `fork()` auf, wird eine identische Kopie als neuer Prozess gestartet
  - Der aufrufende Prozess heißt **Vaterprozess** oder **Elternprozess**
  - Der neue Prozess heißt **Kindprozess**
- Der Kindprozess hat nach der Erzeugung den gleichen Programmcode
  - Auch die Befehlszähler haben den gleichen Wert, verweisen also auf die gleiche Zeile im Programmcode
- Geöffnete Dateien und Speicherbereiche des Elternprozesses werden für den Kindprozess kopiert und sind unabhängig vom Elternprozess
  - Kindprozess und Elternprozess besitzen ihren eigenen Prozesskontext

Mit `vfork` existiert eine Variante von `fork`, die nicht den Adressraum des Elternprozesses kopiert, und somit weniger Verwaltungsaufwand als `fork` verursacht. Die Verwendung von `vfork` ist sinnvoll, wenn der Kindprozess direkt nach seiner Erzeugung durch einem anderen Prozess ersetzt werden soll. Für diese Vorlesung ist `vfork` nicht relevant.

Prozesse unter Linux/UNIX erzeugen mit `fork` (2/2)

- Ruft ein Prozess `fork()` auf, wird eine exakte Kopie erzeugt
  - Die Prozesse unterscheiden sich nur in den Rückgabewerten von `fork()`

```
1  #include <stdio.h>
2  #include <unistd.h>
3  #include <stdlib.h>
4
5  void main() {
6    int rueckgabewert = fork();
7
8    if (rueckgabewert < 0) {
9      // Hat fork() den Rückgabewert -1, ist ein Fehler aufgetreten.
10     // Speicher oder Prozesstabelle sind voll.
11     ...
12   }
13   if (rueckgabewert > 0) {
14     // Hat fork() einen positiven Rückgabewert, sind wir im Elternprozess.
15     // Der Rückgabewert ist die PID des neu erzeugten Kindprozesses.
16     ...
17   }
18   if (rueckgabewert == 0) {
19     // Hat fork() den Rückgabewert 0, sind wir im Kindprozess.
20     ...
21   }
22 }
```

Prozessbaum

- Durch das Erzeugen immer neuer Kindprozesse mit `fork()` entsteht ein beliebig tiefer Baum von Prozessen ($\Longrightarrow$ Prozesshierarchie)
- Das Kommando `pstree` gibt die laufenden Prozesse unter Linux/UNIX als Baum entsprechend ihrer Vater-/Sohn-Beziehungen aus

```
$ pstree
init-+-Xprt
     |-acpid
    ...
     |-gnome-terminal-+-4*[bash]
     |                |-bash---su---bash
     |                |-bash-+-gv---gs
     |                |      |-pstree
     |                |      |-xterm---bash---xterm---bash
     |                |      |-xterm---bash---xterm---bash---xterm---bash
     |                |      `-xterm---bash
     |                |-gnome-pty-helpe
     |                `-{gnome-terminal}
     |-4*[gv---gs]
```

Informationen über Prozesse unter Linux/UNIX

```
$ ps -aF
UID    PID  PPID C   SZ   RSS PSR STIME TTY          TIME CMD
root     1     0 0  517   700   0 Nov10 ?        00:00:00 init
user  4311     1 0 9012 20832   0 Nov10 ?        00:00:05 xfce4-terminal
user  4321  4311 0  951  1984   0 Nov10 pts/0    00:00:00 bash
root  4380  4347 0  753  1128   0 Nov10 pts/3    00:00:00 su
root  4381  4380 0  920  1972   0 Nov10 pts/3    00:00:00 bash
user 20920     1 0 1127  2548   0 09:45 pts/1    00:00:00 gv SYS_WS0708.ps
user 20923 20920 0 4587  9116   0 09:45 pts/1    00:00:10 gs -sDEVICE=x11
user 21478  4321 0 1570  2996   0 10:28 pts/0    00:00:00 xterm
user 21479 21478 0  950  1936   0 10:28 pts/4    00:00:00 bash
user 21484 21479 0 1993  5036   0 10:28 pts/4    00:00:00 xterm
user 21485 21484 0  949  1936   0 10:28 pts/5    00:00:00 bash
user 21491 21479 0 1569  2872   0 10:29 pts/4    00:00:00 xterm
user 21492 21491 0  949  1924   0 10:29 pts/6    00:00:00 bash
user 21497 21479 0 1570  2880   0 10:29 pts/4    00:00:00 xterm
user 21498 21497 0  949  1924   0 10:29 pts/7    00:00:00 bash
user 21556 21485 0  672   976   0 10:31 pts/5    00:00:00 ps -AF
```

- RSS (Resident Set Size) = Belegter physischer Speicher (ohne Swap) in kB
- SZ = Größe des Speicherabbilds (Core Image) des Prozesses. Das beinhaltet Textsegment, Heap und Stack
- TIME = Rechenzeit auf der CPU
- PSR = Dem Prozess zugewiese CPU

Unabhängigkeit von Eltern- und Kindprozess

- Das Beispiel zeigt, dass Eltern- und Kindprozess unabhängig voneinander arbeiten und unterschiedliche Speicherbereiche verwenden

```
1  #include <stdio.h>
2  #include <unistd.h>
3  #include <stdlib.h>
4
5  void main() {
6    int i;
7      if (fork())
8        // Hier arbeitet der Vaterprozess
9        for (i = 0; i < 5000000; i++)
10         printf("\n Vater: %i", i);
11     else
12       // Hier arbeitet der Kindprozess
13       for (i = 0; i < 5000000; i++)
14         printf("\n Kind : %i", i);
15 }
```

```
Kind : 0
Kind : 1
...
Kind : 21019
Vater: 0
...
Vater: 50148
Kind : 21020
...
Kind : 129645
Vater: 50149
...
Vater: 855006
Kind : 129646
...
```

- In der Ausgabe sind die Prozesswechsel zu sehen
- Der Wert der Schleifenvariablen `i` beweist, dass Eltern- und Kindprozess unabhängig voneinander sind
  - Das Ergebnis der Ausführung ist nicht reproduzierbar

Die PID-Nummern von Eltern- und Kindprozess (1/2)

```c
#include <stdio.h>
#include <unistd.h>
#include <stdlib.h>

void main() {
  int pid_des_Kindes;

  pid_des_Kindes = fork();

  // Es kam zu einem Fehler --> Programmabbruch
  if (pid_des_Kindes < 0) {
    perror("\n Es kam bei fork() zu einem Fehler!");
    exit(1);
  }

  // Vaterprozess
  if (pid_des_Kindes > 0) {
    printf("\n Vater: PID: %i", getpid());
    printf("\n Vater: PPID: %i", getppid());
  }

  // Kindprozess
  if (pid_des_Kindes == 0) {
    printf("\n Kind:  PID: %i", getpid());
    printf("\n Kind:  PPID: %i", getppid());
  }
}
```

- Das Beispiel erzeugt einen Kindprozess
- Kindprozess und Vaterprozess geben beide aus:
  - Eigene PID
  - PID des Vaters (PPID)

Die PID-Nummern von Eltern- und Kindprozess (2/2)

- Die Ausgabe ist üblicherweise mit dieser vergleichbar:

```
Vater: PID: 20952
Vater: PPID: 3904
Kind:  PID: 20953
Kind:  PPID: 20952
```

- Gelegentlich kann man folgendes Ereignis beobachten:

```
Vater: PID: 20954
Vater: PPID: 3904
Kind:  PID: 20955
Kind:  PPID: 1
```

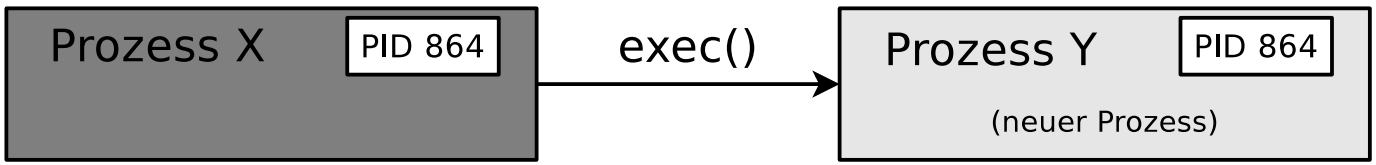
- Der Elternprozess wurde vor dem Kind-Prozess beendet
  - Wird der Elternprozess vor dem Kindprozess beendet, bekommt er `init` als neuen Elternprozess zugeordnet
  - Elternlose Prozesse werden immer von `init` adoptiert

init (PID 1) ist der erste Prozess unter Linux/UNIX

Alle laufenden Prozesse stammen von `init` ab $\Longrightarrow$ `init` = Vater aller Prozesse

Prozesse ersetzen mit `exec`

- Der Systemaufruf `exec()` ersetzt einen Prozess durch einen anderen
  - Es findet eine **Verkettung** statt
  - Der neue Prozess erbt die PID des aufrufenden Prozesses
- Will man aus einem Prozess heraus ein Programm starten, ist es nötig, zuerst mit `fork()` einen neuen Prozess zu erzeugen und diesen mit `exec()` zu ersetzen
  - Wird vor einem Aufruf von `exec()` kein neuer Prozess mit `fork()` erzeugt, geht der Elternprozess verloren
- Schritte einer Programmausführung in der Shell:
  - Die Shell erzeugt mit `fork()` eine identische Kopie von sich selbst
  - Im neuen Prozess wird mit `exec()` das eigentliche Programm gestartet



Beispiel zum Systemaufruf exec

```
$ ps -f
UID          PID    PPID  C STIME TTY          TIME CMD
user        1772    1727  0 May18 pts/2    00:00:00 bash
user       12750    1772  0 11:26 pts/2    00:00:00 ps -f
$ bash
$ ps -f
UID          PID    PPID  C STIME TTY          TIME CMD
user        1772    1727  0 May18 pts/2    00:00:00 bash
user       12751    1772 12 11:26 pts/2    00:00:00 bash
user       12769   12751  0 11:26 pts/2    00:00:00 ps -f
$ exec ps -f
UID          PID    PPID  C STIME TTY          TIME CMD
user        1772    1727  0 May18 pts/2    00:00:00 bash
user       12751    1772  4 11:26 pts/2    00:00:00 ps -f
$ ps -f
UID          PID    PPID  C STIME TTY          TIME CMD
user        1772    1727  0 May18 pts/2    00:00:00 bash
user       12770    1772  0 11:27 pts/2    00:00:00 ps -f
```

- Durch das `exec` hat `ps -f` die Bash ersetzt und deren PID (12751) und PPID (1772) übernommen

Ein weiteres Beispiel zu exec

```
1  #include <stdio.h>
2  #include <unistd.h>
3
4  int main() {
5      int pid;
6      pid = fork();
7
8      // Wenn die PID!=0 --> Elternprozess
9      if (pid) {
10         printf("...Elternprozess...\n");
11         printf("[Eltern] Eigene PID:     %d\n", getpid());
12         printf("[Eltern] PID des Kindes: %d\n", pid);
13     }
14     // Wenn die PID=0 --> Kindprozess
15     else {
16         printf("...Kindprozess...\n");
17         printf("[Kind]   Eigene PID:     %d\n", getpid());
18         printf("[Kind]   PID des Vaters: %d\n", getppid());
19
20         // Aktuelles Programm durch "date" ersetzen
21         // "date" wird der Prozessname in der Prozesstabelle
22         execl("/bin/date", "date", "-u", NULL);
23     }
24     printf("[%d ]Programmende\n", getpid());
25     return 0;
26 }
```

- Der Systemruf exec() existiert nicht als Bibliotheks-funktion
- Aber es existieren mehrere Varianten der Funktion exec()
- Eine Variante ist execl()

Hilfreiche Übersicht über die verschiedene Varianten der Funktion exec()

http://www.cs.uregina.ca/Links/class-info/330/Fork/fork.html

Erklärung zum exec Beispiel

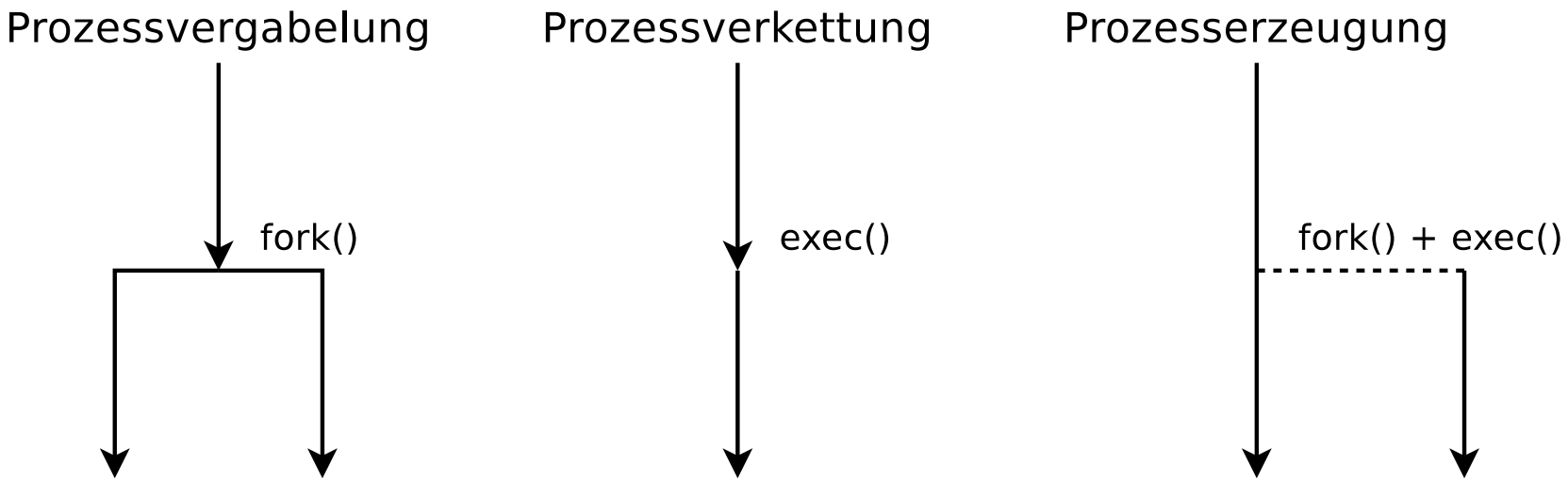
```
$ ./exec_beispiel
...Elternprozess...
[Eltern] Eigene PID:      25492
[Eltern] PID des Kindes: 25493
[25492 ]Programmende
...Kindprozess...
[Kind]   Eigene PID:      25493
[Kind]   PID des Vaters: 25492
Di 24. Mai 17:16:48 CEST 2016

$ ./exec_beispiel
...Elternprozess...
[Eltern] Eigene PID:      25499
[Eltern] PID des Kindes: 25500
[25499 ]Programmende
...Kindprozess...
[Kind]   Eigene PID:      25500
[Kind]   PID des Vaters: 1
Di 24. Mai 17:17:15 CEST 2016
```

- Der Kindprozess wird nach der Ausgabe seiner PID mit `getpid()` und der PID seines Elternprozesses mit `getppid()` durch `date` ersetzt
- Wird der Elternprozess vor dem Kindprozess beendet, bekommt der Kindprozess `init` als neuen Elternprozess zugeordnet

Seit Linux Kernel 3.4 (2012) und Dragonfly BSD 4.2 (2015) können auch andere Prozesse als PID=1 neue Elternprozesse eines verweisten Kindprozesses werden
`http://unix.stackexchange.com/questions/149319/new-parent-process-when-the-parent-process-dies/177361#177361`

3 Möglichkeiten um einen neuen Prozess zu erzeugen

- **Prozessvergabelung** (*forking*): Ein laufender Prozess erzeugt mit `fork()` einen neuen, identischen Prozess
- **Prozessverkettung** (*chaining*): Ein laufender Prozess erzeugt mit `exec()` einen neuen Prozess und beendet (terminiert) sich damit selbst, weil er durch den neuen Prozess ersetzt wird
- **Prozesserzeugung** (*creation*): Ein laufender Prozess erzeugt mit `fork()` einen neuen, identischen Prozess, der sich selbst mit `exec()` durch einen neuen Prozess ersetzt



Spaß haben mit Forkbomben

- Eine Forkbombe ist ein Programm, das den Systemaufruf `fork` in einer Endlosschleife aufruft
- Ziel: So lange Kopien des Prozesses erzeugen, bis kein Speicher mehr frei ist
  - Das System wird unbenutzbar

Forkbombe in Python

```python
import os

while True:
    os.fork()
```

Forkbombe in C

```c
#include <unistd.h>

int main(void)
{
    while(1)
        fork();
}
```

Forkbombe in PHP

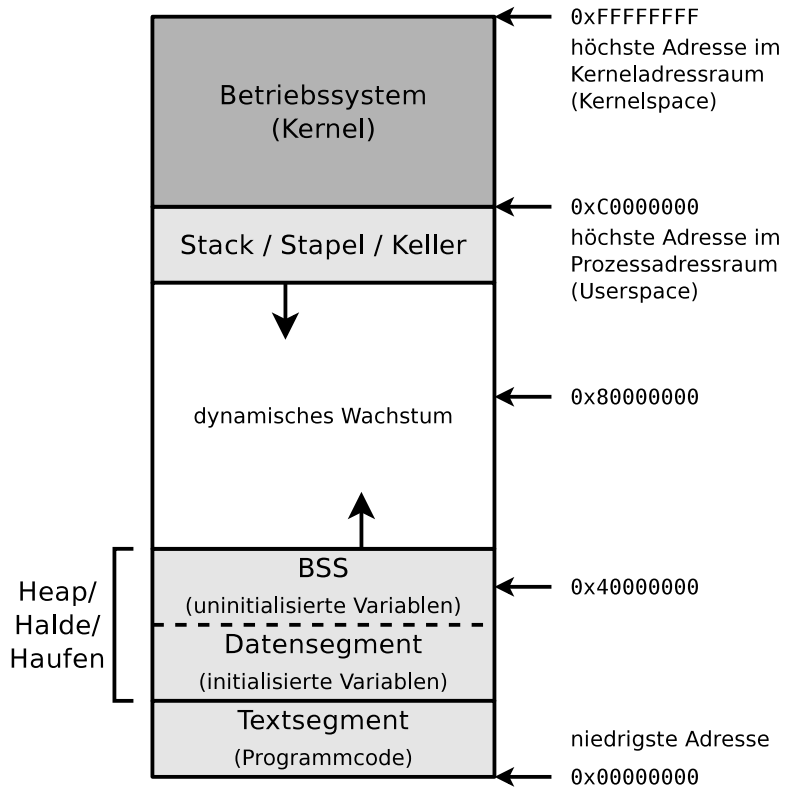
```php
<?php
while(true)
    pcntl_fork();
?>
```

- Einzige Schutzmöglichkeit: Maximale Anzahl der Prozesse und maximalen Speicherverbrauch pro Benutzer limitieren

Struktur eines UNIX-Prozesses im Speicher (1/6)

- Standardmäßige Aufteilung des virtuellen Speichers auf einem Linux-System mit 32-Bit-CPU
  - 1 GB sind für das System (Kernel)
  - 3 GB für den laufenden Prozess

Die Struktur von Prozessen auf 64 Bit-Systemen unterscheidet sich nicht von 32 Bit-Systemen. Einzig der Adressraum ist größer und damit die mögliche Ausdehnung der Prozesse im Speicher



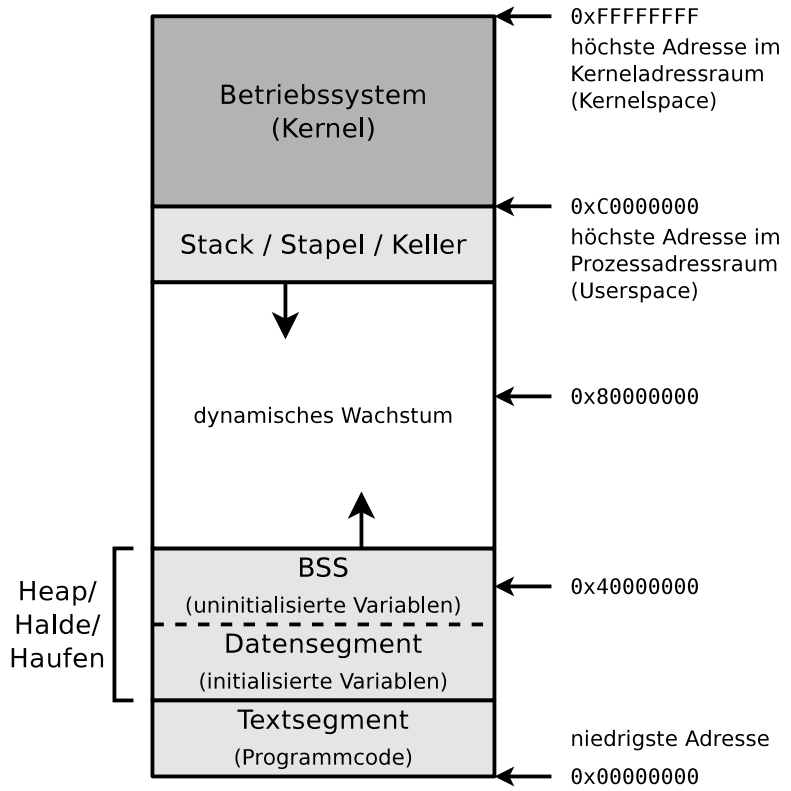
- Das **Textsegment** enthält den Programmcode (Maschinencode)
- Können mehrere Prozessen teilen
  - Muss also nur einmal im physischen Speicher vorgehalten werden
  - Ist darum üblicherweise nur lesbar (*read only*)
- Liest `exec()` aus der Programmdatei

Quellen

UNIX-Systemprogrammierung, *Helmut Herold*, Addison-Wesley (1996), S.345-347
Betriebssysteme, *Carsten Vogt*, Spektrum (2001), S.58-60
Moderne Betriebssysteme, *Andrew S. Tanenbaum*, Pearson (2009), S.874-877

Struktur eines UNIX-Prozesses im Speicher (2/6)

- Der **Heap** wächst dynamisch und besteht aus 2 Teilen:
  1. **Datensegment**
  2. **BSS**
- Das **Datensegment** enthält **initialisierte** Variablen und Konstanten
  - Enthält alle Daten, die ihre Werte in globalen Deklarationen (außerhalb von Funktionen) zugewiesen bekommen
    - Beispiel: `int summe = 0;`
  - Liest `exec()` aus der Programmdatei

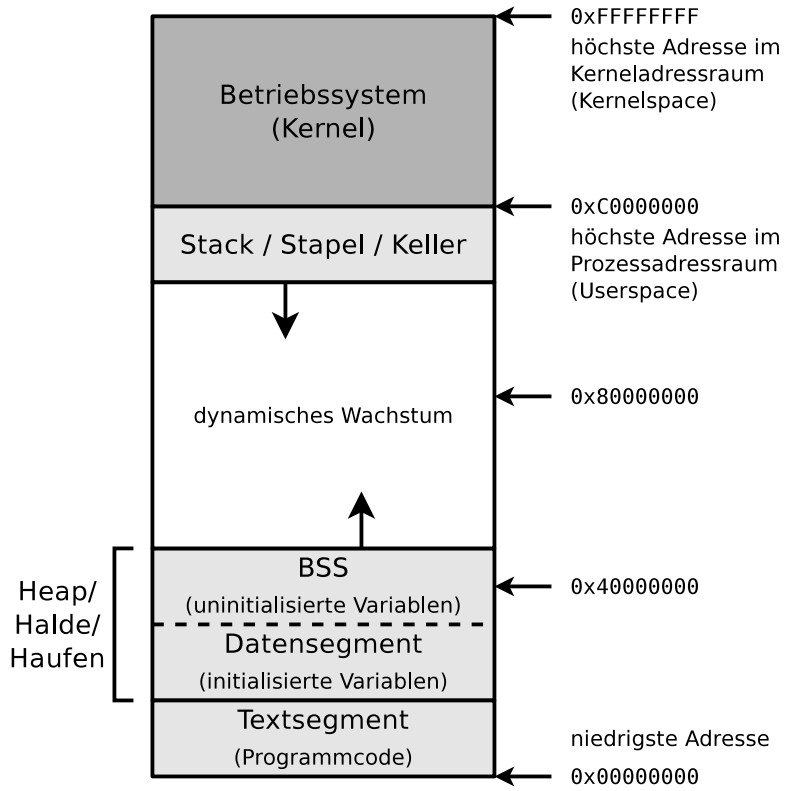


Quellen

UNIX-Systemprogrammierung, *Helmut Herold*, Addison-Wesley (1996), S.345-347
Betriebssysteme, *Carsten Vogt*, Spektrum (2001), S.58-60
Moderne Betriebssysteme, *Andrew S. Tanenbaum*, Pearson (2009), S.874-877

Struktur eines UNIX-Prozesses im Speicher (3/6)

- Der Bereich **BSS** (*Block Started by Symbol*) enthält **nicht initialisierte** Variablen
- Enthält globale Variablen (Deklaration ist außerhalb von Funktionen), denen kein Anfangswert zugewiesen wird
  - Beispiel: `int i;`
- Zudem kann hier der Prozess dynamisch zur Laufzeit Speicher allokieren
  - Unter C mit der Funktion `malloc()`
- Alle Variablen im BSS initialisiert `exec()` mit 0

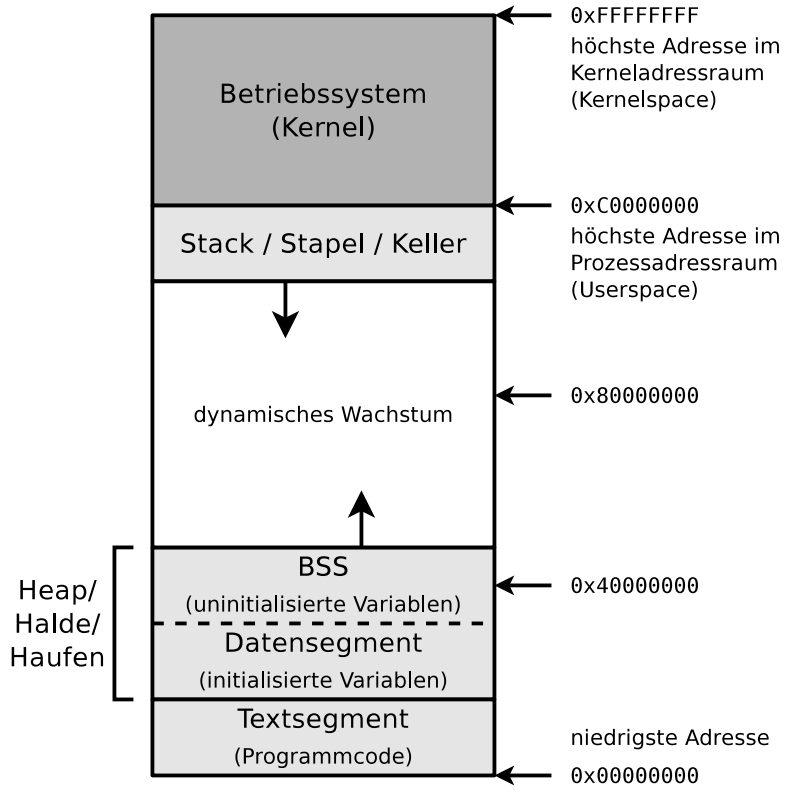


Quellen

UNIX-Systemprogrammierung, *Helmut Herold*, Addison-Wesley (1996), S.345-347
Betriebssysteme, *Carsten Vogt*, Spektrum (2001), S.58-60
Moderne Betriebssysteme, *Andrew S. Tanenbaum*, Pearson (2009), S.874-877

Struktur eines UNIX-Prozesses im Speicher (4/6)

- Der **Stack** dient zur Realisierung geschachtelter Funktionsaufrufe
  - Enthält auch die Kommandozeilenargumente des Programmaufrufs und Umgebungsvariablen
- Arbeitet nach dem Prinzip LIFO (Last In First Out)

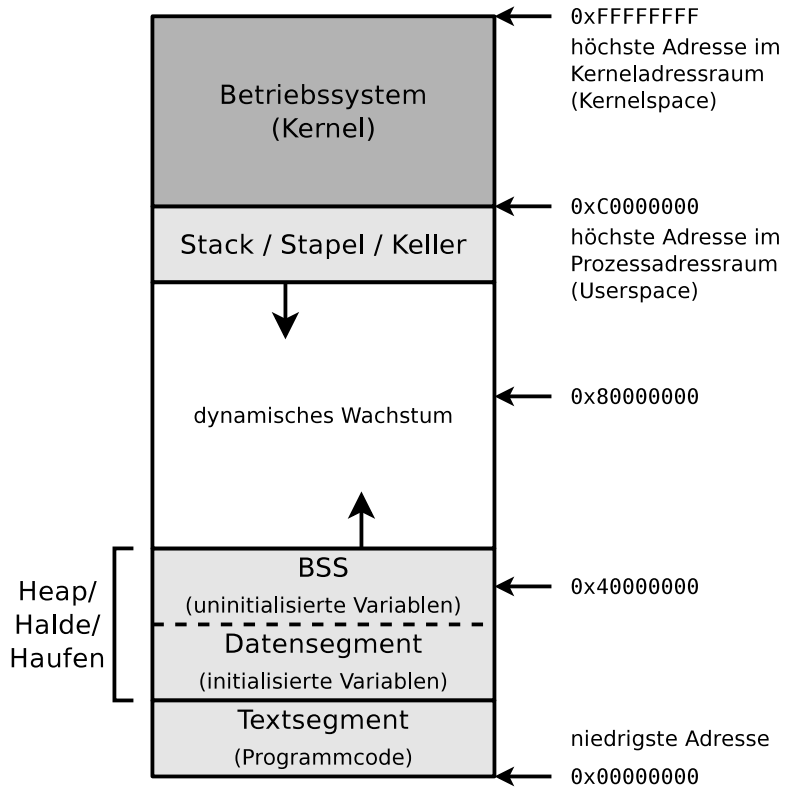


Quellen

UNIX-Systemprogrammierung, *Helmut Herold*, Addison-Wesley (1996), S.345-347
Betriebssysteme, *Carsten Vogt*, Spektrum (2001), S.58-60
Moderne Betriebssysteme, *Andrew S. Tanenbaum*, Pearson (2009), S.874-877

Struktur eines UNIX-Prozesses im Speicher (5/6)

- Mit jedem Funktionsaufruf wird eine Datenstruktur mit folgendem Inhalt auf den Stack gelegt:
  - Aufrufparameter
  - Rücksprungadresse
  - Zeiger auf die aufrufende Funktion im Stack
- Die Funktionen legen auch ihre lokalen Variablen auf den Stack
- Beim Rücksprung aus einer Funktion wird die Datenstruktur der Funktion aus dem Stack entfernt



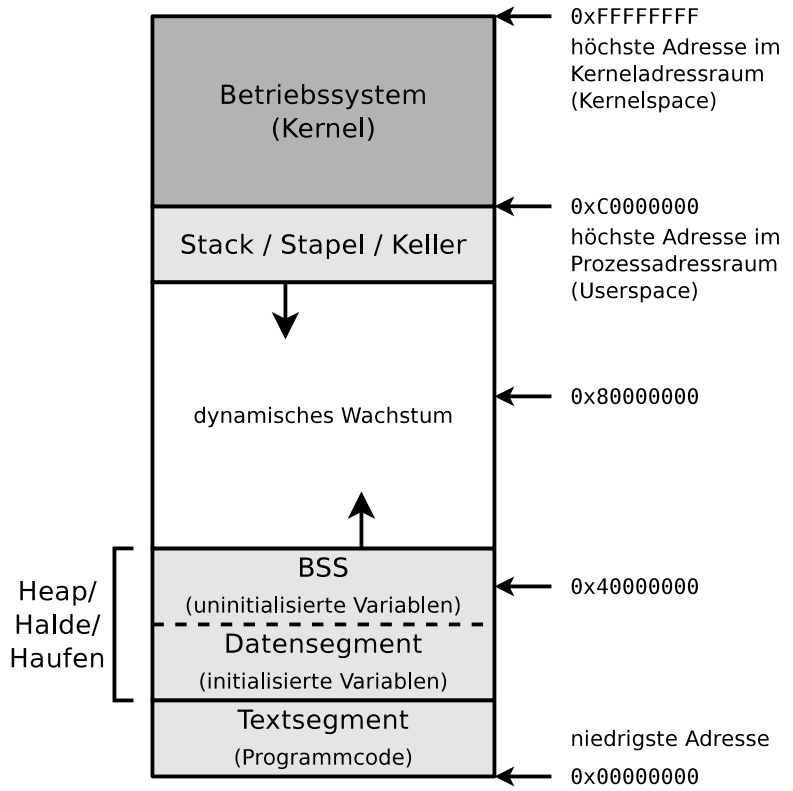
Quellen

UNIX-Systemprogrammierung, *Helmut Herold*, Addison-Wesley (1996), S.345-347
Betriebssysteme, *Carsten Vogt*, Spektrum (2001), S.58-60
Moderne Betriebssysteme, *Andrew S. Tanenbaum*, Pearson (2009), S.874-877

Struktur eines UNIX-Prozesses im Speicher (6/6)

- Das Kommando `size` gibt die Größe (in Bytes) von Textsegment, Datensegment und BSS von Programmdateien aus
  - Die Inhalte von Textsegment und Datensegment sind in den Programmdateien enthalten
  - Alle Inhalte im BSS werden bei der Prozesserzeugung auf den Wert 0 gesetzt

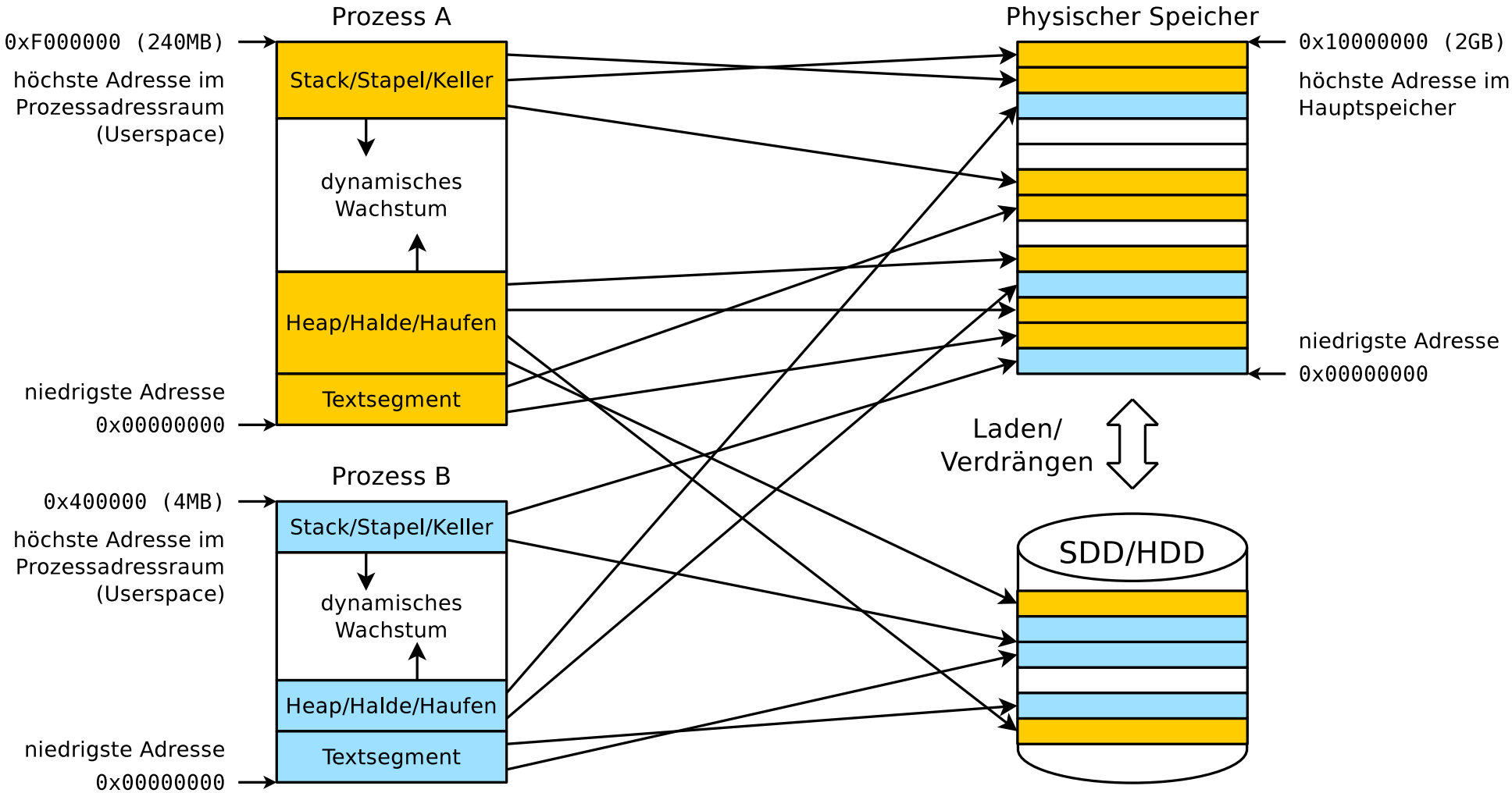
```
$ size /bin/c*
   text    data     bss     dec     hex filename
  46480     620    1480   48580    bdc4 /bin/cat
   7619     420      32    8071    1f87 /bin/chacl
  55211     592     464   56267    dbcb /bin/chgrp
  51614     568     464   52646    cda6 /bin/chmod
  57349     600     464   58413    e42d /bin/chown
 120319     868    2696  123883   1e3eb /bin/cp
 131911    2672    1736  136319   2147f /bin/cpio
```



Quellen

UNIX-Systemprogrammierung, *Helmut Herold*, Addison-Wesley (1996), S.345-347
Betriebssysteme, *Carsten Vogt*, Spektrum (2001), S.58-60
Moderne Betriebssysteme, *Andrew S. Tanenbaum*, Pearson (2009), S.874-877

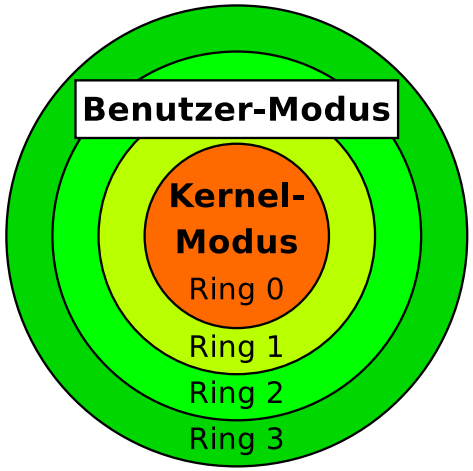
Wiederholung: Virtueller Speicher (Foliensatz 2)



Quelle: `http://cseweb.ucsd.edu/classes/wi11/cse141/Slides/19_VirtualMemory.key.pdf`

Benutzermodus und Kernelmodus

- x86-kompatible CPUs enthalten 4 Privilegienstufen
  - Ziel: Stabilität und Sicherheit verbessern
  - Jeder Prozess wird in einem Ring ausgeführt und kann sich nicht selbstständig aus diesem befreien



Realisierung der Privilegienstufen

- Das Register CPL (Current Privilege Level) speichert die aktuelle Privilegienstufe
- Quelle: Intel 80386 Programmer's Reference Manual 1986
  `http://css.csail.mit.edu/6.858/2012/readings/i386.pdf`

- In Ring 0 (= **Kernelmodus**) läuft der Betriebssystemkern
  - Hier haben Prozesse vollen Zugriff auf die Hardware
  - Der Kern kann auch physischen Speicher adressieren ($\Longrightarrow$ Real Mode)
- In Ring 3 (= **Benutzermodus**) laufen die Anwendungen
  - Hier arbeiten Prozesse nur mit virtuellem Speicher ($\Longrightarrow$ Protected Mode)

Moderne Betriebssysteme verwenden nur 2 Privilegienstufen (Ringe)

Grund: Einige Hardware-Architekturen (z.B: Alpha, PowerPC, MIPS) enthalten nur 2 Stufen

Systemaufrufe (1/2)

Wir wissen bereits...

Alle Prozesse außerhalb des Betriebssystemkerns dürfen ausschließlich auf ihren eigenen virtuellen Speicher zugreifen

- Muss ein Prozess im Benutzermodus eine höher privilegierte Aufgabe erfüllen (z.B. Zugriff auf Hardware), kann er das dem Kernel durch einen **Systemaufruf** mitteilen
  - Ein Systemaufruf ist ein Funktionsaufruf im Betriebssystem, der einen Sprung vom Benutzermodus in den Kernelmodus auslöst ($\Longrightarrow$ **Moduswechsel**)

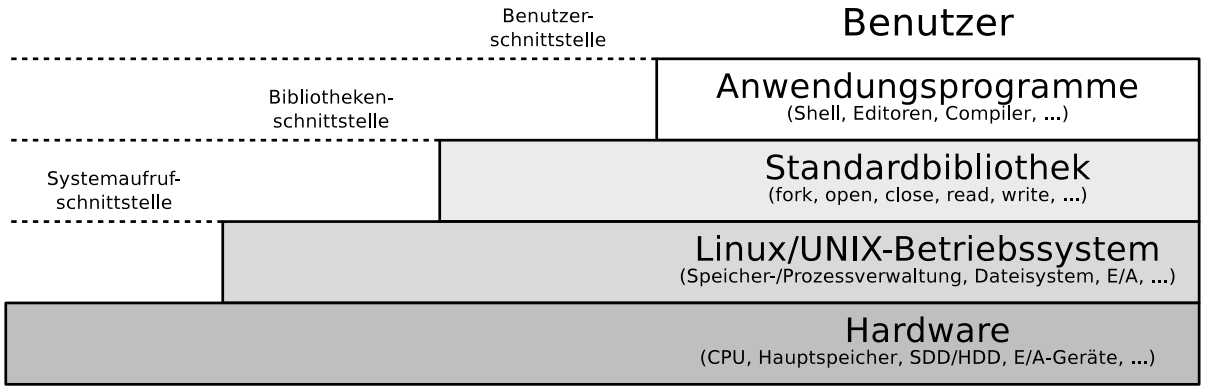
Moduswechsel

- Ein Prozess gibt die Kontrolle über die CPU an den Kernel ab und ist unterbrochen bis die Anfrage fertig bearbeitet ist
- Nach dem Systemaufruf gibt der Kernel die CPU wieder an den Prozess im Benutzermodus ab
- Der Prozess führt seine Abarbeitung an der Stelle fort, an der der Prozesswechsel zuvor angefordert wurde

- Die Leistung eines Systemaufrufs wird im Kernel erbracht
  - Also außerhalb des Adressraums des aufrufenden Prozesses

Systemaufrufe (2/2)

- **Systemaufrufe** (System Calls) sind die Schnittstelle, die das Betriebssystem den Prozessen im Benutzermodus zur Verfügung stellt
  - Systemaufrufe erlauben den Prozessen im Benutzermodus u.a. Prozesse und Dateien zu erzeugen und zu verwalten und auf Hardware zuzugreifen

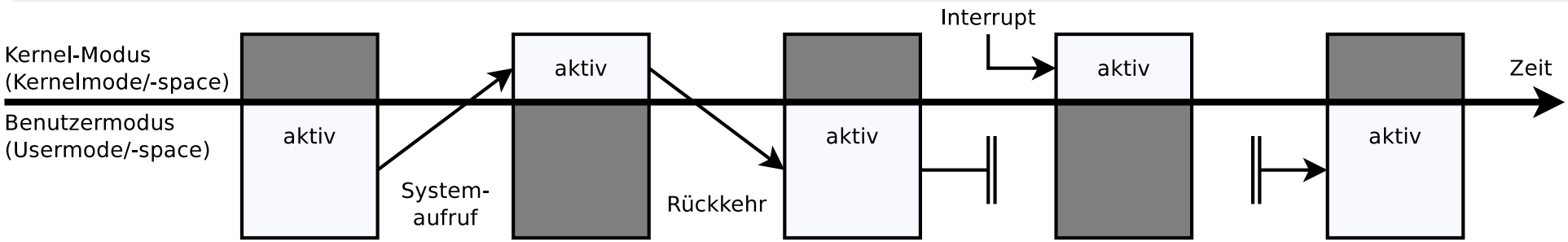


Einfach gesagt. . .

Ein Systemaufruf ist eine Anfrage eines Prozesses im Benutzermodus an den Kernel, um einen Dienst des Kernels zu nutzen

Vergleich zwischen Systemaufrufen und Interrupts

Interrupts sind Unterbrechungen, die Ereignisse außerhalb von Prozessen im Benutzermodus auslösen



Ein Beispiel für einen Systemaufruf: `ioctl()`

- Mit `ioctl()` setzen Linux-Programme gerätespezifische Befehle ab
  - Er ermöglicht Prozessen die Kommunikation mit und Steuerung von:
    - Zeichenorientierten Geräten (Maus, Tastatur, Drucker, Terminals, ...)
    - Blockorientierten Geräten (SSD/HDD, CD-/DVD-Laufwerk, ...)
- Syntax:

```
ioctl (Filedeskriptor, Aktionsanforderung, Integer-Wert oder Zeiger auf Daten);
```

- Einige typische Einsatzszenarien von `ioctl()`:
  - Diskettenspur formatieren
  - Modem oder Soundkarte initialisieren
  - CD auswerfen
  - Status- und Verbindungsinformationen der WLAN-Schnittstelle auslesen
  - Auf Sensoren via Inter-Integrated Circuit (I^2C) Datenbus zugreifen

Gute Übersichten über Systemaufrufe

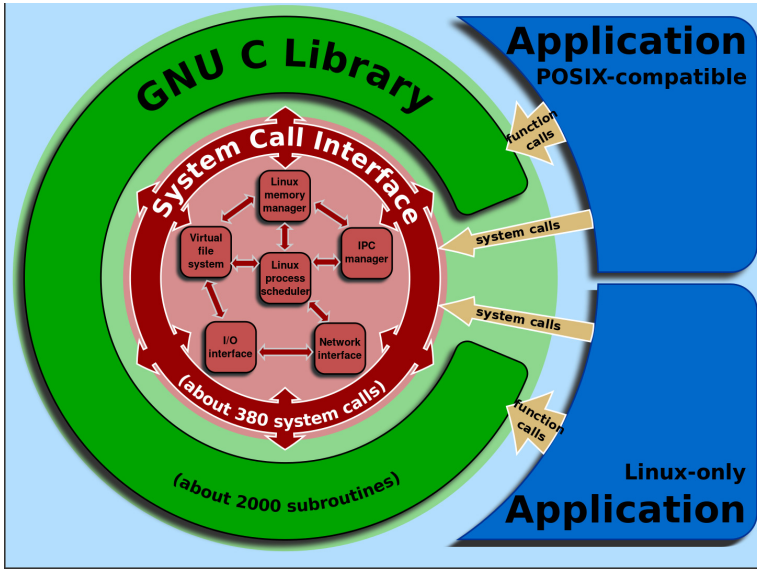
Linux: `http://www.digilife.be/quickreferences/qrc/linux%20system%20call%20quick%20reference.pdf`
Linux: `http://syscalls.kernelgrok.com`
Linux: `http://www.tutorialspoint.com/unix_system_calls/`
Windows: `http://j00ru.vexillium.org/ntapi`

Systemaufrufe und Bibliotheken

- Direkt mit Systemaufrufen arbeiten ist **unsicher** und **schlecht portabel**
- Moderne Betriebssysteme enthalten eine Bibliothek, die sich logisch zwischen den Benutzerprozessen und dem Kern befindet

Beispiele für solche Bibliotheken

GNU C-Bibliothek glibc (Linux), C Standard Library (UNIX), C Library Implementationen (BSD), Native API `ntdll.dll` (Windows)

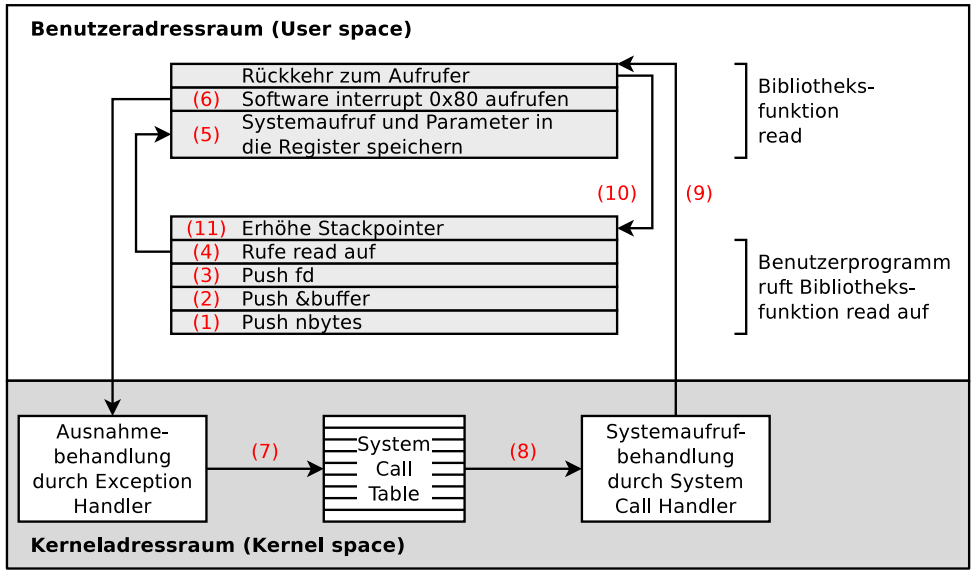


Bildquelle: Wikipedia
(Shmuel Csaba Otto Traian, CC-BY-SA-3.0)

- Die Bibliothek ist zuständig für:
  - Kommunikationsvermittlung der Benutzerprozesse mit dem Kernel
  - Moduswechsel zwischen Benutzermodus und Kernelmodus
- Vorteile, die der Einsatz einer Bibliothek mit sich bringt:
  - Erhöhte **Portabilität**, da kein oder nur sehr wenig Bedarf besteht, dass die Benutzerprozesse direkt mit dem Kernel kommunizieren
  - Erhöhte **Sicherheit**, da die Benutzerprozesse nicht selbst den Wechsel in den Kernelmodus durchführen können

Schritt für Schritt (1/4) – `read(fd, buffer, nbytes);`

- In Schritt **1-3** legt der Benutzerprozess die Parameter auf den Stack
- In **4** ruft der Benutzerprozess die **Bibliotheksfunktion** für `read` ($\Longrightarrow$ `nbytes` aus der Datei `fd` lesen und in `buffer` speichern) auf



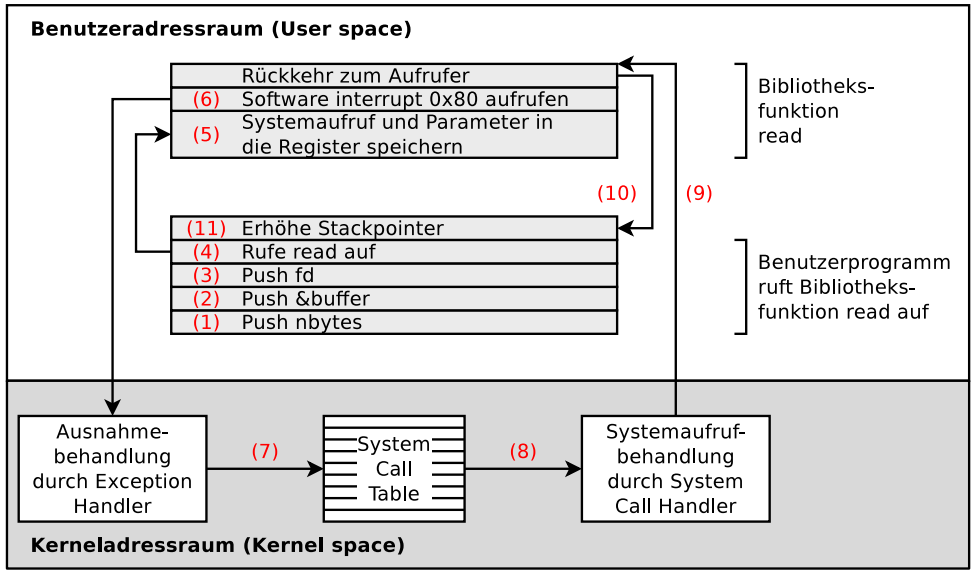
- Die Bibliotheksfunktion speichert in **5** die Nummer des Systemaufrufs im *Accumulator Register* EAX (32-Bit) bzw. RAX (64-Bit)
  - Die Bibliotheksfunktion speichert die Parameter des Systemaufrufs in den Registern EBX, ECX und EDX (bzw. bei 64-Bit: RBX, RCX und RDX)

Quelle dieses Beispiels

Moderne Betriebssysteme, *Andrew S. Tanenbaum*, 3.Auflage, Pearson (2009), S.84-89

Schritt für Schritt (2/4) – `read(fd, buffer, nbytes);`

- In **6** wird der Softwareinterrupt (Exception) 0x80 (dezimal: 128) ausgelöst, um vom Benutzermodus in den Kernelmodus zu wechseln
  - Der Softwareinterrupt unterbricht die Programmausführung im Benutzermodus und erzwingt das Ausführen eines Exception-Handlers im Kernelmodus

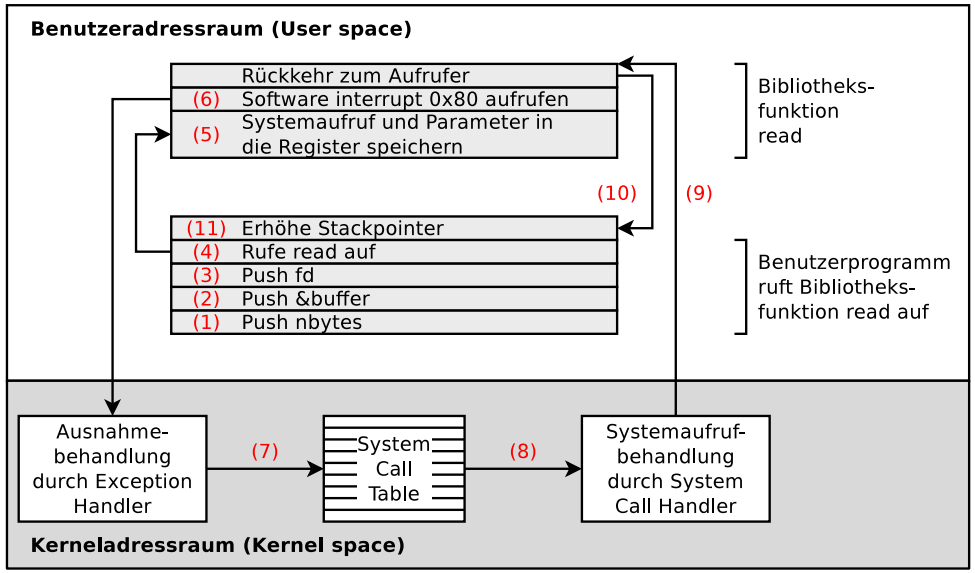


Der Kernel verwaltet die *System Call Table*, eine Liste mit allen Systemaufrufen

Jedem Systemaufruf ist dort eine eindeutige Nummer und eine Kernel-interne Funktion zugeordnet

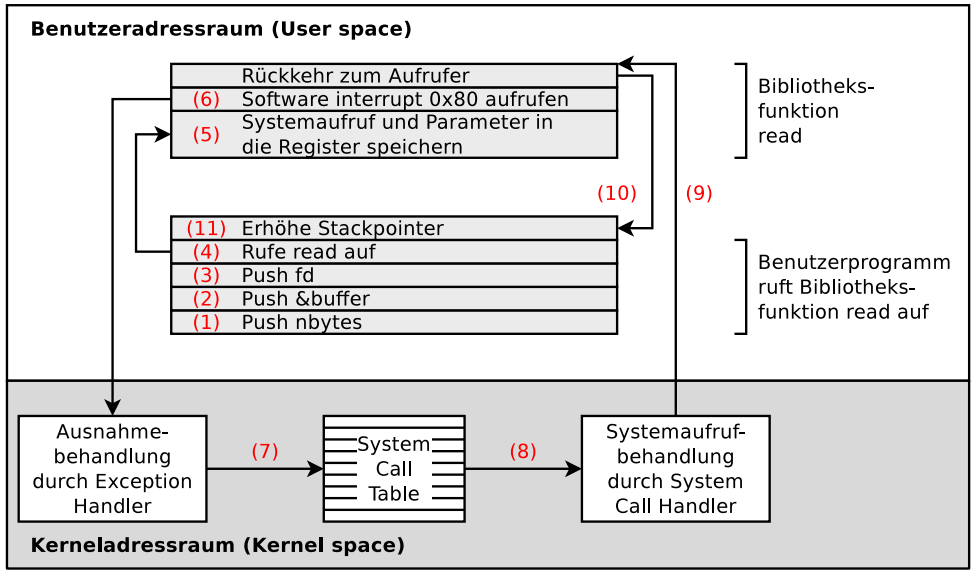
Schritt für Schritt (3/4) – `read(fd, buffer, nbytes);`

- Der aufgerufene Exception-Handler ist eine Funktion im Kernel, die das Register EAX ausliest
- Die Exception-Handler-Funktion ruft in **7** die entsprechende Kernel-Funktion aus der System Call Table mit den in den Registern EBX, ECX und EDX liegenden Argumenten auf
- In **8** startet der Systemaufruf



Schritt für Schritt (4/4) – `read(fd, buffer, nbytes);`

- In **9** gibt der Exception-Handler die Kontrolle an die Bibliothek zurück, die den Softwareinterrupt auslöste
- Die Funktion kehrt danach in **10** zum Benutzerprozess so zurück, wie es auch eine normale Funktion getan hätte



- Um den Systemaufruf abzuschließen, muss der Benutzerprozess in **11** genau wie nach jedem Funktionsaufruf den Stack aufräumen
- Anschließend kann der Benutzerprozess weiterarbeiten

Beispiel für einen Systemaufruf unter Linux

- Systemaufrufe werden wie Bibliotheksfunktionen aufgerufen
  - Der Mechanismus ist bei allen Betriebssystemen ähnlich
  - In einem C-Programm ist kein Unterschied erkennbar

```c
#include <syscall.h>
#include <unistd.h>
#include <stdio.h>
#include <sys/types.h>

int main(void) {
  unsigned int ID1, ID2;

  // Systemaufruf
  ID1 = syscall(SYS_getpid);
  printf ("Ergebnis des Systemaufrufs: %d\n", ID1);

  // Von der glibc aufgerufener Systemaufruf
  ID2 = getpid();
  printf ("Ergebnis der Bibliotheksfunktion: %d\n", ID2);

  return(0);
}
```

```
$ gcc SysCallBeispiel.c -o SysCallBeispiel
$ ./SysCallBeispiel
Result of the system call: 3452
Result of the wrapper function: 3452
```

Auswahl an Systemaufrufen

Prozessverwaltung	`fork`	Neuen Kindprozess erzeugen
	`waitpid`	Auf Beendigung eines Kindprozesses warten
	`execve`	Einen Prozess durch einen anderen ersetzen. PID beibehalten
	`exit`	Prozess beenden
Dateiverwaltung	`open`	Datei zum Lesen/Schreiben öffnen
	`close`	Offene Datei schließen
	`read`	Daten aus einer Datei in den Puffer einlesen
	`write`	Daten aus dem Puffer in eine Datei schreiben
	`lseek`	Dateipositionszeiger positionieren
	`stat`	Status einer Datei ermitteln
Verzeichnisverwaltung	`mkdir`	Neues Verzeichnis erzeugen
	`rmdir`	Leeres Verzeichnis entfernen
	`link`	Neuen Verzeichniseinträg (Link) auf eine Datei erzeugen
	`unlink`	Verzeichniseintrag löschen
	`mount`	Dateisystem in die hierarchische Verzeichnisstruktur einhängen
	`umount`	Eingehängtes Dateisystem aushängen
Verschiedenes	`chdir`	Aktuelles Verzeichnis wechseln
	`chmod`	Dateirechte für eine Datei ändern
	`kill`	Signal an einen Prozess schicken
	`time`	Sekunden seit dem 1. Januar 1970 („Unixzeit“) ausgeben

Systemaufrufe unter Linux

- Die Liste mit den Namen der Systemaufrufe im Linux-Kernel...
  - befindet sich im Quelltext von Kernel 2.6.x in der Datei: `arch/x86/kernel/syscall_table_32.S`
  - befindet sich im Quelltext von Kernel 3.x, 4.x und 5.x in diesen Dateien: `arch/x86/syscalls/syscall_[64|32].tbl` oder `arch/x86/entry/syscalls/syscall_[64|32].tbl`

arch/x86/syscalls/syscall_32.tbl

```
...
1       i386    exit                    sys_exit
2       i386    fork                    sys_fork
3       i386    read                    sys_read
4       i386    write                   sys_write
5       i386    open                    sys_open
6       i386    close                   sys_close
...
```

Anleitungen, wie man eigene Systemaufrufe realisiert

https://www.kernel.org/doc/html/v4.14/process/adding-syscalls.html
https://brennan.io/2016/11/14/kernel-dev-ep3/
https://medium.com/@jeremyphilemon/adding-a-quick-system-call-to-the-linux-kernel-cad55b421a7b
https://medium.com/@ssreehari/implementing-a-system-call-in-linux-kernel-4-7-1-6f98250a8c38
http://tldp.org/HOWTO/Implement-Sys-Call-Linux-2.6-i386/index.html
http://www.ibm.com/developerworks/library/l-system-calls/