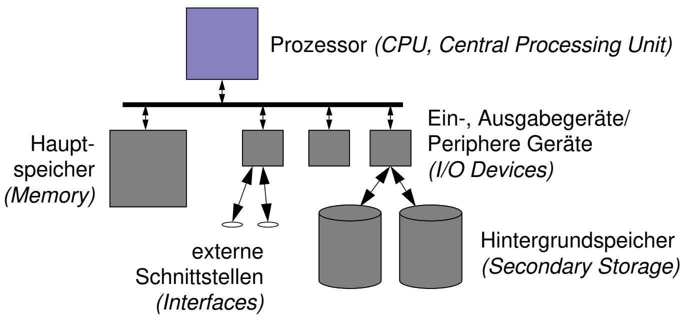
J Prozesse

- Einordnung



J.1 Prozessor

- Register
  - Prozessor besitzt Steuer- und Vielzweckregister
  - Steuerregister:
    - Programmzähler *(Instruction Pointer)*
    - Stapelregister *(Stack Pointer)*
    - Statusregister
    - etc.
- Programmzähler enthält Speicherstelle der nächsten Instruktion
  - Instruktion wird geladen und
  - ausgeführt
  - Programmzähler wird inkrementiert
  - dieser Vorgang wird ständig wiederholt

J.1 Prozessor (2)

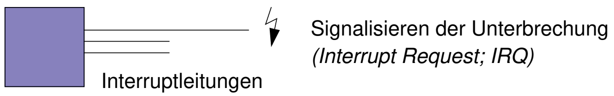
- Beispiel für Instruktionen

```
...
0010 5510000000   movl DS:$10, %ebx
0015 5614000000   movl DS:$14, %eax
001a 8a           addl %eax, %ebx
001b 5a18000000   movl %ebx, DS:$18
...
```

- Prozessor arbeitet in einem bestimmten Modus
  - Benutzermodus: eingeschränkter Befehlssatz
  - privilegierter Modus: erlaubt Ausführung privilegierter Befehle
    - Konfigurationsänderungen des Prozessors
    - Moduswechsel
    - spezielle Ein-, Ausgabebefehle

J.1 Prozessor (3)

- Unterbrechungen *(Interrupts)*



  - ausgelöst durch ein Signal eines externen Geräts
  - ➥ asynchron zur Programmausführung
    - Prozessor unterbricht laufende Bearbeitung und führt eine definierte Befehlsfolge aus (vom privilegierten Modus aus konfigurierbar)
    - vorher werden alle Register einschließlich Programmzähler gesichert (z.B. auf dem Stack)
    - nach einer Unterbrechung kann der ursprüngliche Zustand wiederhergestellt werden
    - Unterbrechungen werden im privilegierten Modus bearbeitet

J.1 Prozessor (4)

- Ausnahmesituationen, Systemaufrufe *(Traps)*
  - ◆ ausgelöst durch eine Aktivität des gerade ausgeführten Programms
    - ➤ fehlerhaftes Verhalten
      (Zugriff auf ungültige Speicheradresse, ungültiger Maschinenbefehl, Division durch Null)
    - ➤ kontrollierter Eintritt in den privilegierten Modus
      (spezieller Maschinenbefehl - *Trap* oder *Supervisor Call*)
      – Implementierung der Betriebssystemschnittstelle
  - ➥ synchron zur Programmausführung
  - ◆ Prozessor schaltet in privilegierten Modus und führt definierte Befehlsfolge aus (vom privilegierten Modus aus konfigurierbar)
    - ➤ Ausnahmesituation wird geeignet bearbeitet (z. B. durch Abbruch der Programmausführung)
    - ➤ Systemaufruf wird durch Funktionen des Betriebssystems im privilegierten Modus ausgeführt (partielle Interpretation)
  - ➤ Parameter werden nach einer Konvention übergeben (z.B. auf dem Stack)

J.2 Prozesse

- ▲ Bisherige Definition:
  - ◆ Programm, das sich in Ausführung befindet, und seine Daten
    (Beachte: ein Programm kann sich mehrfach in Ausführung befinden)
  - ➤ eine konkrete Ausführungsumgebung für ein Programm mit den dazu erforderlichen Betriebsmitteln:
    Speicher, Rechte, Verwaltungsinformation (verbrauchte Rechenzeit,...),...
- eine etwas andere Sicht:
  - ◆ ein virtueller Prozessor, der ein Programm ausführt
  - ➤ Speicher → virtueller Adressraum
  - ➤ Prozessor → Zeitanteile am echten Prozessor
  - ➤ Interrupts → Signale
  - ➤ I/O-Schnittstellen → Dateisystem, Kommunikationsmechanismen
  - ➤ Maschinenbefehle → direkte Ausführung durch echten Prozessor
    oder partielle Interpretation von Trap-Befehlen durch Betriebssystemcode

J.2 Prozesse (2)

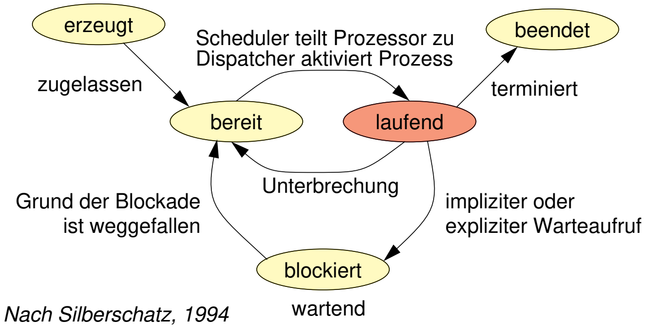
- Mehrprogrammbetrieb
  - ➤ mehrere Prozesse können quasi gleichzeitig ausgeführt werden
  - ➤ steht nur ein echter Prozessor zur Verfügung, werden Zeitanteile der Rechenzeit an die Prozesse vergeben ***(Time Sharing System)***
  - ➤ die Entscheidung, welcher Prozess zu welchem Zeitpunkt wieviel Rechenzeit zugeteilt bekommt, trifft das Betriebssystem ***(Scheduler)***
  - ➤ die Umschaltung zwischen Prozessen erfolgt durch das Betriebssystem ***(Dispatcher)***
  - ➤ Prozesse laufen nebenläufig
    (das ausgeführte Programm weiß nicht, an welchen Stellen auf einen anderen Prozess umgeschaltet wird)

J.3 Prozesszustände

- Ein Prozess befindet sich in einem der folgenden Zustände:
  - ◆ **Erzeugt** *(New)*
    Prozess wurde erzeugt, besitzt aber noch nicht alle nötigen Betriebsmittel
  - ◆ **Bereit** *(Ready)*
    Prozess besitzt alle nötigen Betriebsmittel und ist bereit zum Laufen
  - ◆ **Laufend** *(Running)*
    Prozess wird vom realen Prozessor ausgeführt
  - ◆ **Blockiert** *(Blocked/Waiting)*
    Prozess wartet auf ein Ereignis (z.B. Fertigstellung einer Ein- oder Ausgabeoperation, Zuteilung eines Betriebsmittels, Empfang einer Nachricht); zum Warten wird er blockiert
  - ◆ **Beendet** *(Terminated)*
    Prozess ist beendet; einige Betriebsmittel sind jedoch noch nicht freigegeben oder Prozess muss aus anderen Gründen im System verbleiben

J.3 Prozesszustände (2)

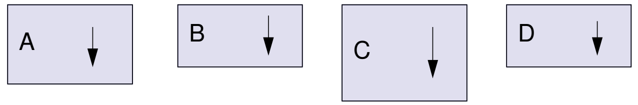
- Zustandsdiagramm



Nach Silberschatz, 1994

J.4 Prozesswechsel

- Konzeptionelles Modell

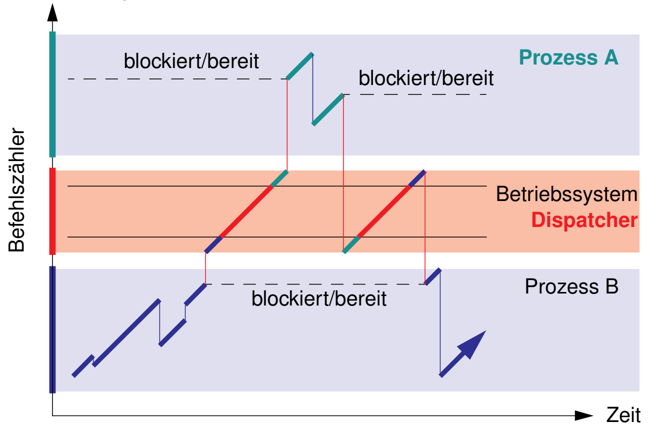


vier Prozesse mit eigenständigen Befehlszählern

- Umschaltung *(Context Switch)*
  - ◆ Sichern der Register des laufenden Prozesses inkl. Programmzähler (Kontext),
  - ◆ Auswahl des neuen Prozesses,
  - ◆ Ablaufumgebung des neuen Prozesses herstellen (z.B. Speicherabbildung, etc.),
  - ◆ gesicherte Register des neuen Prozesses laden und
  - ◆ Prozessor aufsetzen.

J.4 Prozesswechsel (2)

- Umschaltung



J.4 Prozesswechsel (3)

- Prozesskontrollblock *(Process Control Block; PCB)*
  - ◆ Datenstruktur des Betriebssystems, die alle nötigen Daten für einen Prozess hält. Beispielsweise in UNIX:
    - ➤ Prozessnummer *(PID)*
    - ➤ verbrauchte Rechenzeit
    - ➤ Erzeugungszeitpunkt
    - ➤ Kontext (Register etc.)
    - ➤ Speicherabbildung
    - ➤ Eigentümer *(UID, GID)*
    - ➤ Wurzelkatalog, aktueller Katalog
    - ➤ offene Dateien
    - ➤ …

J.5 Prozesserzeugung (UNIX)

- Erzeugen eines neuen UNIX-Prozesses
  - ◆ Duplizieren des gerade laufenden Prozesses

```
pid_t fork( void );
```

Vater

```
pid_t p;
...
p= fork();
if( p == (pid_t)0 ) {
    /* child */
    ...
} else if( p!=(pid_t)-1 ) {
    /* parent */
    ...
} else {
    /* error */
    ...
}
```


J.5 Prozesserzeugung (UNIX)

- Erzeugen eines neuen UNIX-Prozesses
  - ◆ Duplizieren des gerade laufenden Prozesses

```
pid_t fork( void );
```

Vater

```
pid_t p;
...
p= fork();
if( p == (pid_t)0 ) {
    /* child */
    ...
} else if( p!=(pid_t)-1 ) {
    /* parent */
    ...
} else {
    /* error */
    ...
}
```

Kind

```
pid_t p;
...
p= fork();
if( p == (pid_t)0 ) {
    /* child */
    ...
} else if( p!=(pid_t)-1 ) {
    /* parent */
    ...
} else {
    /* error */
    ...
}
```


J.5 Prozesserzeugung (2)

- ◆ Der Kind-Prozess ist eine perfekte Kopie des Vaters
  - ➤ gleiches Programm
  - ➤ gleiche Daten (gleiche Werte in Variablen)
  - ➤ gleicher Programmzähler (nach der Kopie)
  - ➤ gleicher Eigentümer
  - ➤ gleiches aktuelles Verzeichnis
  - ➤ gleiche Dateien geöffnet (selbst Schreib-, Lesezeiger ist gemeinsam)
  - ➤ ...
- ◆ Unterschiede:
  - ➤ Verschiedene PIDs
  - ➤ `fork()` liefert verschiedene Werte als Ergebnis für Vater und Kind

J.6 Ausführen eines Programms (UNIX)

- Das von einem Prozess gerade ausgeführte Programm kann durch ein neues Programm ersetzt werden

```
int execv( const char *path, char *const argv[]);
```

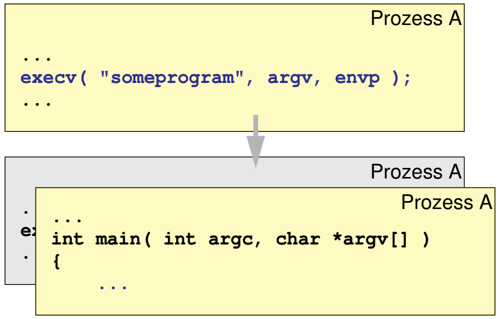
Prozess A

```
...
execv( "someprogram", argv, envp );
...
```

J.6 Ausführen eines Programms (UNIX)

- Das von einem Prozess gerade ausgeführte Programm kann durch ein neues Programm ersetzt werden

```
int execv( const char *path, char *const argv[]);
```



das zuvor ausgeführte Programm wird dadurch beendet.

J.6 Operationen auf Prozessen (UNIX)

- ◆ Prozess beenden

```
void _exit( int status );
[ void exit( int status ); ]
```

- ◆ Prozessidentifikator

```
pid_t getpid( void );          /* eigene PID */
pid_t getppid( void );         /* PID des Vaterprozesses */
```

- ◆ Warten auf Beendigung eines Kindprozesses

```
pid_t wait( int *statusp );
```

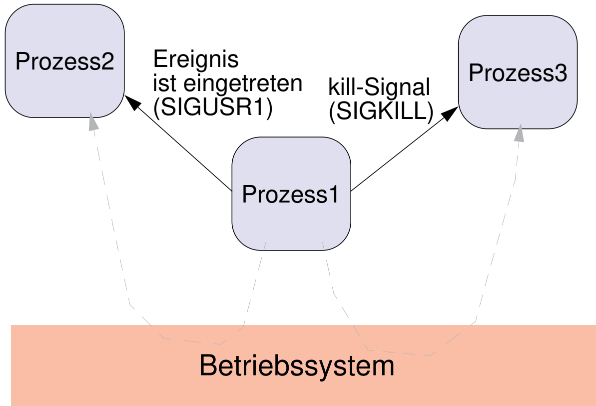

J.7 Signale

1 Signalisierung des Systemkerns an einen Prozess

- Software-Implementierung der Hardware-Konzepte
  - ◆ **Interrupt**: asynchrones Signal aufgrund eines "externen" Ereignisses
    - ➤ CTRL-C auf der Tastatur gedrückt (Interrupt-Signal)
    - ➤ Timer abgelaufen
    - ➤ Kind-Prozess terminiert
    - ➤ …
  - ◆ **Trap:** synchrones Signal, ausgelöst durch die Aktivität des Prozesses
    - ➤ Zugriff auf ungültige Speicheradresse
    - ➤ Illegaler Maschinenbefehl
    - ➤ Division durch NULL
    - ➤ Schreiben auf eine geschlossene Kommunikationsverbindung
    - ➤ …

2 Kommunikation zwischen Prozessen

- ein Prozess will einem anderen ein Ereignis signalisieren

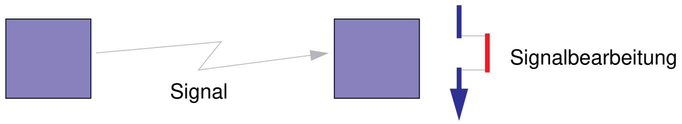


3 Reaktion auf Signale

- abort
  - ◆ erzeugt Core-Dump (Segmente + Registercontext) und beendet Prozess
- exit
  - ◆ beendet Prozess, ohne einen Core-Dump zu erzeugen
- ignore
  - ◆ ignoriert Signal
- stop
  - ◆ stoppt Prozess
- continue
  - ◆ setzt gestoppten Prozess fort
- signal handler
  - ◆ Aufruf einer Signalbehandlungsfunktion, danach Fortsetzung des Prozesses

4 POSIX Signalbehandlung

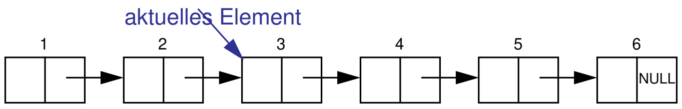
- Betriebssystemschnittstelle zum Umgang mit Signalen
- Signal bewirkt Aufruf einer Funktion (analog ISR)



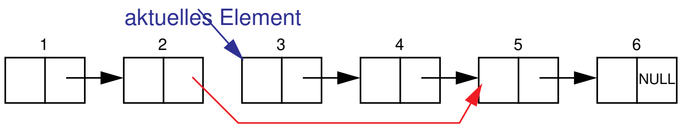
  - ◆ nach der Behandlung läuft der Prozess an der unterbrochenen Stelle weiter
- Systemschnittstelle
  - ◆ sigaction – Anmelden einer Funktion = Einrichten der ISR-Tabelle
  - ◆ sigprocmask – Blockieren/Freigeben von Signalen ≈ cli() / sei()
  - ◆ sigsuspend – Freigeben + passives Warten auf Signal + wieder Blockieren
    ≈ sei() + sleep_cpu() + cli()
  - ◆ kill – Signal an anderen Prozess verschicken

5 Signale und Nebenläufigkeit → Race Conditions

- Signale erzeugen Nebenläufigkeit innerhalb des Prozesses
- resultierende Probleme völlig analog zu Nebenläufigkeit bei Interrupts auf einem Mikrocontroller
- Beispiel:
  - ◆ main-Funktion läuft durch eine verkettete Liste



  - ◆ Prozess erhält Signal; Signalhandler entfernt Elemente 3 und 4 aus der Liste und gibt den Speicher dieser Elemente frei



5 Signale und Nebenläufigkeit → Race Conditions (2)

- zusätzliche Problem:
  - ◆ Signale können die Behandlung anderer Signale unterbrechen
  - ◆ Signale können Bibliotheksfunktionen unterbrechen, die nicht dafür eingerichtet sind
    - ➤ Funktionen `printf()` oder `getchar()`
    - ➤ siehe Funktion `readdir` im nächsten Kapitel
- Lösung:
  - ➤ Signal während Ausführung von kritischen Programmabschnitten blockieren!
  - ➤ kritische Bibliotheksfunktionen aus Signalbehandlungsfunktionen möglichst nicht aufrufen
- grundlegendes Problem
  man muss wissen, welche Funktion(en) in Bezug auf Nebenläufigkeit problematisch sind **(nicht reentrant)**

J.8 Kontrollfäden / Aktivitätsträger *(Threads)*

- Mehrere Prozesse zur Strukturierung von Problemlösungen
  - ◆ Aufgaben einer Anwendung leichter modellierbar, wenn sie in mehrere kooperierende Prozesse unterteilt wird
    z. B. Anwendungen mit mehreren Fenstern (ein Prozess pro Fenster)
    z. B. Anwendungen mit vielen gleichzeitigen Aufgaben (Webbrowser)
  - ◆ Multiprozessorsysteme werden erst mit mehreren parallel laufenden Prozessen ausgenutzt
    - ➤ früher nur bei Hochleistungsrechnern (Aerodynamik, Wettervorhers.)
    - ➤ durch Multicoresysteme jetzt massive Verbreitung
  - ◆ Client-Server-Anwendungen unter UNIX:
    pro Anfrage wird ein neuer Prozess gestartet
    z. B. Webserver

1 Prozesse mit gemeinsamem Speicher

- Gemeinsame Nutzung von Speicherbereichen durch mehrere Prozesse

▲ Nachteile
  - ◆ viele Betriebsmittel zur Verwaltung eines Prozesses notwendig
    - Dateideskriptoren
    - Speicherabbildung
    - Prozesskontrollblock
  - ◆ Prozessumschaltungen sind aufwändig

★ Vorteil
  - ◆ in Multiprozessorsystemen sind echt parallele Abläufe möglich

2 Threads in einem Prozess

★ **Lösungsansatz:**
Kontrollfäden / Aktivitätsträger *(Threads)* oder
leichtgewichtige Prozesse *(Lightweighted Processes, LWPs)*
  - ◆ Jeder Thread repräsentiert einen eigenen aktiven Ablauf:
    - eigener Programmzähler
    - eigener Registersatz
    - eigener Stack
  - ◆ eine Gruppe von Threads nutzt gemeinsam eine Menge von Betriebsmitteln (gemeinsame Ausführungsumgebung)
    - Instruktionen
    - Datenbereiche (Speicher)
    - Dateien, etc.
  - ➥ letztlich wird das Konzept des Prozesses aufgespalten: eine Ausführungsumgebung für mehrere (parallele oder nebenläufige) Abläufe

2 Threads (2)

  - ◆ Umschalten zwischen zwei Threads einer Gruppe ist erheblich billiger als eine normale Prozessumschaltung.
    - es müssen nur die Register und der Programmzähler gewechselt werden (entspricht dem Aufwand für einen Funktionsaufruf).
    - Speicherabbildung muss nicht gewechselt werden.
    - alle Systemressourcen bleiben verfügbar.

- ein klassischer UNIX-Prozess ist ein Adressraum mit <u>einem</u> Thread

- Implementierungen von Threads
  - ◆ User-level Threads
  - ◆ Kernel-level Threads

3 User-Level-Threads

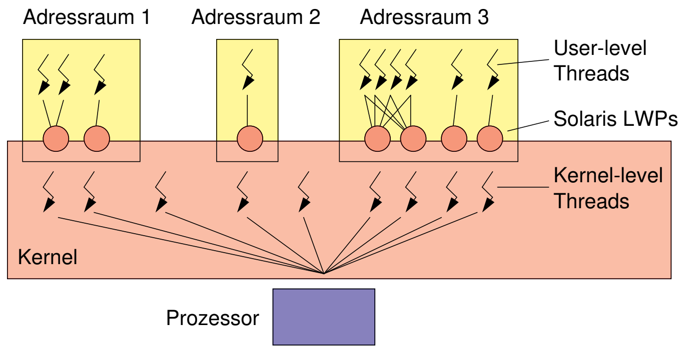
- Implementierung
  - Instruktionen im Anwendungsprogramm schalten zwischen den Threads hin- und her (ähnlich wie der Scheduler im Betriebssystem)
  - Realisierung durch Bibliotheksfunktionen
  - Betriebssystem sieht nur einen Kontrollfaden
- ★ Vorteile
  - keine Systemaufrufe zum Umschalten erforderlich
  - effiziente Umschaltung (einige wenige Maschinenbefehle)
  - Schedulingstrategie in der Hand des Anwendungsprogrammierers
- ▲ Nachteile
  - bei blockierenden Systemaufrufen bleibt die ganze Anwendung (und damit alle User-Level-Threads) stehen
  - kein Ausnutzen eines Multiprozessors möglich

4 Kernel-Level-Threads

- Implementierung
  - Betriebssystem kennt Kernel-Level-Threads
  - Betriebssystem schaltet zwischen Threads um
- ★ Vorteile
  - kein Blockieren unbeteiligter Threads bei blockierenden Systemaufrufen
  - Betriebssystem kann mehrere Threads einer Anwendung gleichzeitig auf verschiedenen Prozessoren laufen lassen
- ▲ Nachteile
  - weniger effizientes Umschalten zwischen Threads (Umschaltung in den Systemkern notwendig)
  - Schedulingstrategie meist durch Betriebssystem vorgegeben

5 Beispiel: LWPs und Threads (Solaris)

- Solaris kennt Kernel-, User-Level-Threads und LWPs



Nach Silberschatz, 1994

➤ Mischform: wenige Kernel-level-Threads um Parallelität zu erreichen, viele User-level-Threads, um die unabhängigen Abläufe in der Anwendung zu strukturieren

J.9 Koordinierung / Synchronisation

- Threads arbeiten nebenläufig oder parallel auf Multiprozessor
- Threads haben gemeinsamen Speicher

➥ alle von Interrupts und Signalen bekannten Probleme beim Zugriff auf gemeinsame Daten treten auch bei Threads auf

- ★ Unterschied zwischen Threads und Interrupt-Service-Routinen bzw. Signal-Handler-Funktionen:
  - "Haupt-Kontrollfaden" der Anwendung und eine ISR bzw. ein Signal-Handler sind nicht gleichberechtigt
    - ➤ ISR bzw. Signal-Handler unterbricht den Haupt-Kontrollfaden aber ISR bzw. Signal-Handler werden nicht unterbrochen
  - zwei Threads sind gleichberechtigt
    - ➤ ein Thread kann jederzeit zugunsten eines anderen unterbrochen werden (Scheduler) oder parallel zu einem anderen arbeiten (MPS)

  ➥ Interrupts sperren oder Signale blockieren hilft nicht!

1 Koordinierungsprobleme

- Grundlegende Probleme
  - ◆ gegenseitiger Ausschluss (Koordinierung)
    - ➤ ein Thread möchte auf einen kritischen Datenbereich zugreifen und verhindern, dass andere Threads gleichzeitig zugreifen
  - ◆ gegenseitiges Warten (Synchronisation)
    - ➤ ein Thread will darauf warten, dass ein anderer einen bestimmten Bearbeitungsstand erreicht hat
- Komplexere Koordinierungsprobleme (Beispiele)
  - ◆ Bounded Buffer
    - ➤ Threads schreiben Daten in einen Pufferspeicher (meist als Feld implementiert), anderere entnehmen Daten
      (Zugriff auf den Puffer, Puffer leer, Puffer voll)
  - ◆ Philosophenproblem
    - ➤ ein Thread reserviert sich zuerst Zugriff auf Datenbereich 1, dann auf Datenbereich 2, der andere Thread umgekehrt
      - ➥ kann zu Verklemmung führen

2 Gegenseitiger Ausschluss *(mutual exclusion)*

- Einfache Implementierung durch *mutex*-Variablen

```
mutex m = 1;
int counter = 0;
```

Thread 1

```
...
lock(&m);
counter++;
unlock(&m);
...
```

Thread 2

```
...
lock(&m);
printf("%d\n", counter);
counter = 0;
unlock(&m);
...
```

- Realisierung

```
void lock (mutex *m) {
    while (*m == 0) {
        /* warten */
    }
    m = 0;
}
```

```
void unlock (mutex *m) {
    *m = 1;
    /* ggf. wartende
       Threads wecken */
}
```


3 Semaphore

- Ein Semaphor (griech. Zeichenträger) ist eine Datenstruktur des Systems mit zwei Operationen (nach *Dijkstra*)
  - ◆ P-Operation *(proberen; passeren; wait; down)*
    - ➤ wartet bis Zugang frei

```
void P( int *s )
{
    while( *s <= 0 ) /* warten */;
    *s= *s-1;
}
```

atomare Funktion

  - ◆ V-Operation *(verhogen; vrijgeven; signal; up)*
    - ➤ macht Zugang für anderen Prozess frei

```
void V( int *s )
{
    *s= *s+1;
}
```

atomare Funktion

- ähnlich zu lock/unlock, aber mächtiger

4 Gegenseitiges Warten

- Implementierung mit Hilfe eines Semaphors

```
int barrier = 0;
int result;
```

Thread 1

```
...
P(&barrier);
f1(result);
...
```

Thread 2

```
...
result = f2(...);
V(&barrier);
...
```

5 Unterstützung durch spezielle Maschinenbefehle

- Problem: Implementierung der lock- oder der P-Operation

```
void P ( int *s )
{
    if ( *s <= 0 ) {
        sleep();
    }
    *s= *s-1;
}
```

```
hier darf keine V-Operation
dazwischen kommen!
(lost-wakeup-Problem)
```

- Lösungsmöglichkeiten
  - Implementierung durch das Betriebssystem und keine Threadumschaltung während der Operation
    - ➤ hilft nicht bei parallelem Ablauf auf Multiprozessor
  - Atomarität kurzer kritische Abschnitte durch spezielle Maschinenbefehle, die den Zugriff anderer Prozessoren auf den Speicher kurzzeitig sperren
    - ➤ *Test-and-Set* Instruktion
    - ➤ *Compare-and-Swap* Instruktion

5 Unterstützung durch spezielle Maschinenbefehle (2)

- Test-and-set
  - Maschinenbefehl mit folgender Wirkung

```
bool test_and_set( bool *plock )
{
    bool initial= *plock;
    *plock= TRUE;
    return initial;
}
```

  - Ausführung ist atomar

➥ wenn zwei Threads den Befehl gleichzeitig ausführen wollen sorgt die Hardware dafür, dass ein Thread den Befehl vollständig zuerst ausführt

- Ausgangssituation: `*plock == FALSE`
- Ergebnis von `test_and_set`:
  - ➤ der Thread, der den Befehl zuerst ausführt, erhält `FALSE`, der andere `TRUE`

5 Unterstützung durch spezielle Maschinenbefehle (3)

- Kritische Abschnitte mit Test-and-Set Befehlen

```
bool lock= FALSE;
int counter = 0;
```

Prozess 0

```
while( 1 ) {
  while(
    test_and_set(&lock) ){};
  /* critical */
  counter ++;

  lock= FALSE;

  ... /* uncritical */
}
```

Prozess 1

```
while( 1 ) {
  while(
    test_and_set(&lock) ){};
  /* critical */
  printf("%d",counter);
  counter --;

  lock= FALSE;

  ... /* uncritical */
}
```

★Code ist identisch und für mehr als zwei Prozesse geeignet

5 Unterstützung durch spezielle Maschinenbefehle (4)

- Koordinierung durch atomare Maschienenbefehle ist **nicht-blockierend**!
  - ➤ andere Prozessoren werden nur durch die kurzzeitige Bus-Sperre während des Test-and-Set Befehls aufgehalten
  - ➤ durch geschickte Wahl der Datenstrukturen und Zugriffsalgorithmen in der Anwendung kann man kritische Abschnitten, die durch locks gesichert werden müssen, minimieren oder ganz vermeiden

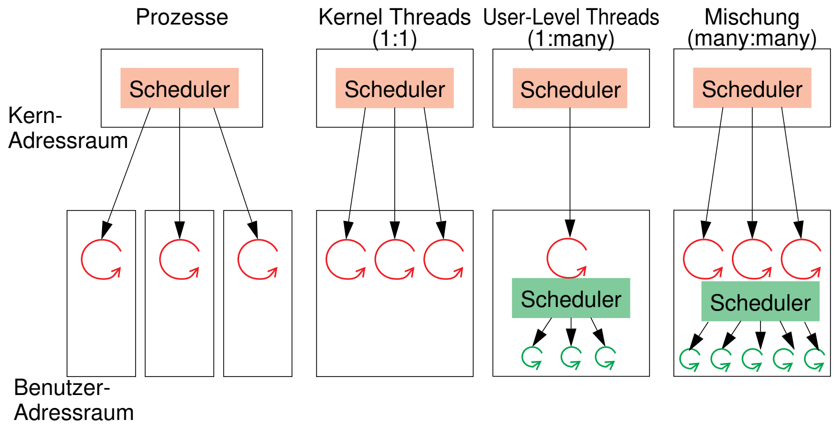
➥ extrem wichtig bei hochgradiger Parallelität

- Sperre kritischer Abschnitte durch Locks verhindert parallele Abläufe (noch harmlos bei zwei Threads, katastrophal bei 10 oder 100 Threads)
  - ➤ Problem: Nichtblockierende Zugriffsalgorithmen für komplexere Datenstrukturen(z. B. verkettete Listen) sind sehr kompliziert

J.10 Thread-Konzepte in UNIX/Linux

- verschiedene Implementierungen von Thread-Paketen verfügbar
  - ➤ reine User-Level-Threads
    eine beliebige Zahl von User-Level-Threads wird auf einem Kernel Thread "gemultiplexed" (*many:1*)
  - ➤ reine Kernel-Level-Threads
    jedem auf User-Level sichtbaren Thread ist 1:1 ein Kernel-Level-Thread zugeordnet (*1:1*)
  - ➤ Mischungen: eine große Zahl von User-Level Threads wird auf eine kleinere Zahl von Kernel Threads abgebildet (*many:many*)
    - + User-Level Threads sind billig
    - + die Kernel Threads ermöglichen echte Parallelität auf einem Multiprozessor
    - + wenn sich ein User-Level-Thread blockiert, dann ist mit ihm der Kernel-Level-Thread blockiert in dem er gerade abgewickelt wird — aber andere Kernel-Level-Threads können verwendet werden um andere, lauffähige User-Level-Threads weiter auszuführen

J.10 Thread-Konzepte in UNIX/Linux (2)



- Programmierschnittstelle standardisiert: **Pthreads-Bibliothek**
  - ➥ IEEE-POSIX-Standard P1003.4a

1 pthread-Benutzerschnittstelle

- **Pthreads-Schnittstelle (Basisfunktionen):**

pthread_create	Thread erzeugen & Startfunktion angeben
pthread_exit	Thread beendet sich selbst
pthread_join	Auf Ende eines anderen Threads warten
pthread_self	Eigene Thread-Id abfragen
pthread_yield	Prozessor zugunsten eines anderen Threads aufgeben

- Funktionen in Pthreads-Bibliothek zusammengefasst
  `gcc ... -pthread`

1 pthread-Benutzerschnittstelle (2)

- Thread-Erzeugung

```
#include <pthread.h>

int pthread_create(pthread_t *thread,
                   const pthread_attr_t *attr,
                   void *(*start_routine)(void *),
                   void *arg)
```

`thread` Thread-Id

`attr` Modifizieren von Attributen des erzeugten Threads (z. B. Stackgröße). **`NULL`** für Standardattribute.

Thread wird erzeugt und ruft Funktion **`start_routine`** mit Parameter **`arg`** auf.

Als Rückgabewert wird 0 geliefert. Im Fehlerfall wird ein Fehlercode als Ergebnis zurückgeliefert.

1 pthread-Benutzerschnittstelle (3)

- Thread beenden (bei return aus **`start_routine`** oder):

```
void pthread_exit(void *retval)
```

Der Thread wird beendet und **retval** wird als Rückgabewert zurück geliefert (siehe pthread_join)

- Auf Thread warten und exit-Status abfragen:

```
int pthread_join(pthread_t thread, void **retvalp)
```

Wartet auf den Thread mit der Thread-ID **thread** und liefert dessen Rückgabewert über **retvalp** zurück.

Als Rückgabewert wird 0 geliefert. Im Fehlerfall wird ein Fehlercode als Ergebnis zurückgeliefert.

2 Beispiel (Multiplikation Matrix mit Vektor)

```
double a[100][100], b[100], c[100];

int main(int argc, char* argv[]) {
    pthread_t tids[100];
...
    for (i = 0; i < 100; i++)
        pthread_create(tids + i, NULL, mult,
                       (void *)(c + i));
    for (i = 0; i < 100; i++)
        pthread_join(tids[i], NULL);
...
}

void *mult(void *cp) {
    int j, i = (double *)cp - c;
    double sum = 0;

    for (j = 0; j < 100; j++)
        sum += a[i][j] * b[j];
    c[i] = sum;
    return 0;
}
```

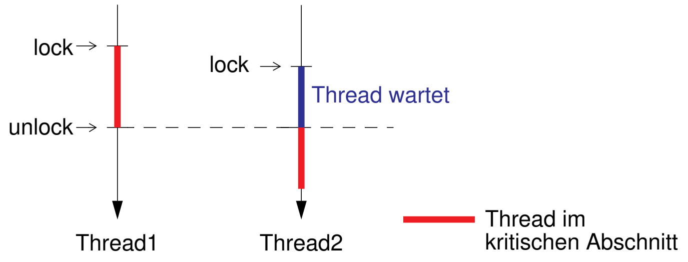

3 Pthreads-Koordinierung

- UNIX stellt zur Koordinierung von Prozessen komplexe Semaphor-Operationen zur Verfügung
  - Implementierung durch den Systemkern
  - komplexe Datenstrukturen, aufwändig zu programmieren
  - für die Koordinierung von Threads viel zu teuer
- Bei Koordinierung von Threads reichen meist einfache ***Mutex***-Variablen
  - gewartet wird durch Blockieren des Threads oder durch *busy wait (Spinlock)*

3 Pthreads-Koordinierung (2)

★ **Mutexes**

- Koordinierung von kritischen Abschnitten



3 Pthreads-Koordinierung (3)

… Mutexes (2)

- Schnittstelle
  - ◆ Mutex erzeugen

```
pthread_mutex_t m1;
s = pthread_mutex_init(&m1, NULL);
```

  - ◆ Lock & unlock

```
s = pthread_mutex_lock(&m1);
... kritischer Abschnitt
s = pthread_mutex_unlock(&m1);
```


3 Pthreads-Koordinierung (4)

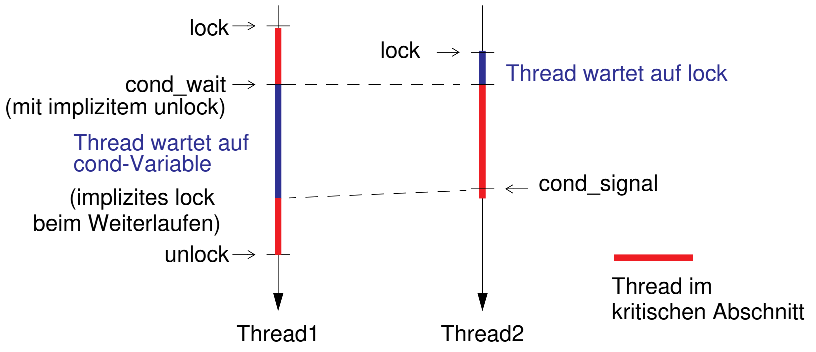
… Mutexes (3)

- Komplexere Koordinierungsprobleme können alleine mit Mutexes nicht implementiert werden
  - ➥ Problem:
    - • Ein Mutex sperrt die eine komplexere Datenstruktur
    - • Der Zustand der Datenstruktur erlaubt die Operation nicht
    - • Thread muss warten, bis die Situation durch anderen Thread behoben wurde
    - • Blockieren des Threads an einem weiteren Mutex kann zu Verklemmungen führen
  - ➥ Lösung: Mutex in Verbindung mit sleep/wakeup-Mechanismus
  - ➥ **Condition Variables**

3 Pthreads-Koordinierung (5)

★ **Condition Variables**

- Mechanismus zum Blockieren (mit gleichzeitiger Freigabe des aktuellen kritischen Abschnitts) und Aufwecken (mit neuem Betreten des kritischen Abschnitts) von Threads



3 Pthreads-Koordinierung (6)

… Condition Variables (2)

- Realisierung
  - ◆ Thread reiht sich in Warteschlange der Condition Variablen ein
  - ◆ Thread gibt Mutex frei
  - ◆ Thread gibt Prozessor auf
  - ◆ Ein Thread der die Condition Variable "frei" gibt weckt einen (oder alle) darauf wartenden Threads auf
  - ◆ Deblockierter Thread muss als erstes den kritischen Abschnitt neu betreten (lock)
  - ◆ Da möglicherweise mehrere Threads deblockiert wurden, muss die Bedingung nochmals überprüft werden

3 Pthreads-Koordinierung (7)

… Condition Variables (3)

- Schnittstelle
  - ◆ Condition Variable erzeugen

```
pthread_cond_t c1;
s = pthread_cond_init(&c1,NULL);
```

  - ◆ Beispiel: zählende Semaphore

P-Operation

```
void P(int *sem) {
  pthread_mutex_lock(&m1);
   while ( *sem == 0 )
     pthread_cond_wait
         (&c1, &m1);
   (*sem)--;
  pthread_mutex_unlock(&m1);
}
```

V-Operation

```
void V(int *sem) {
  pthread_mutex_lock(&m1);
    (*sem)++;
    pthread_cond_broadcast(&c1);
  pthread_mutex_unlock(&m1);
}
```


3 Pthreads-Koordinierung (8)

… Condition Variables (4)

- Bei **pthread_cond_signal** wird mindestens einer der wartenden Threads aufgeweckt — es ist allerdings nicht definiert welcher
  - ➤ evtl. Prioritätsverletzung wenn nicht der höchstpriore gewählt wird
  - ➤ Verklemmungsgefahr wenn die Threads unterschiedliche Wartebedingungen haben
- Mit **pthread_cond_broadcast** werden alle wartenden Threads aufgeweckt
- Ein aufwachender Thread wird als erstes den Mutex neu belegen — ist dieser gerade gesperrt bleibt der Thread solange blockiert

J.11 Threads und Koordinierung in Java

- Thread-Konzept und Koordinierungsmechanismen sind in Java integriert
- Erzeugung von Threads über Thread-Klassen
  - ➤ Beispiel

```
class MyClass implements Runnable {
        public void run()   {
                System.out.println("Hello\n");
        }
}

....
MyClass o1 = new MyClass();    // create object
Thread t1 = new Thread(o1);    // create thread to run in o1

t1.start();                    // start thread

Thread t2 = new Thread(o1);    // create second thread to run in o1

t2.start();                    // start second thread
```


J.11 Threads und Koordinierung in Java (2)

★ **Koordinierungsmechanismen**

- Monitore: exklusive Ausführung von Methoden eines Objekts
  - ➤ es darf nur jeweils ein Thread die **synchronized**-Methoden betreten
  - ➤ Beispiel:

```
class Bankkonto {
    int value;
    public synchronized void AddAmmount(int v) {
        value=value+v;
    }
    public synchronized void RemoveAmmount(int v) {
        value=value-v;
    }
}
...
Bankkonto b=....
b.AddAmmount(100);
```

  - ◆ Conditions: gezieltes Freigeben des Monitors und Warten auf ein Ereignis

K letzte Infos / Organisatorisches

- bis 24.07. Übungsbetrieb mit Klausurvorbereitung
- Rechnerübungstermine finden weiter statt -
  wenn nach 15 min. niemand kommt, geht der Übungsleiter
- Boards können gegen Ausweis jederzeit bei Michael Stilkerich zur Arbeit im CIP-Pool ausgeliehen werden (max. jeweils ein Tag)
- alte Klausuren sind über die Web-Seite verfügbar
- Klausurtermin:
  - Freitag 31.07.2009, Uhrzeit steht noch nicht fest (-> Webseite)
- Fragestunde am Mi. 22.07.09 12:15
  - außerdem Besprechung der Evaluationsergebnisse
  - bei Bedarf zusätzliche Fragestunde in der Klausurwoche
- weitere Details und Termine auf der Webseite zur Vorlesung