Überblick: Teil D Betriebssystemabstraktionen

21 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

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

Threads in einem Prozess

★ **Lösungsansatz:**
Kontrollfäden / Aktivitätsträger *(Threads)* oder
leichtgewichtige Prozesse *(Lightweight 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

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 einem Thread
- Implementierungen von Threads
  - User-level Threads
  - Kernel-level Threads

User-Level-Threads

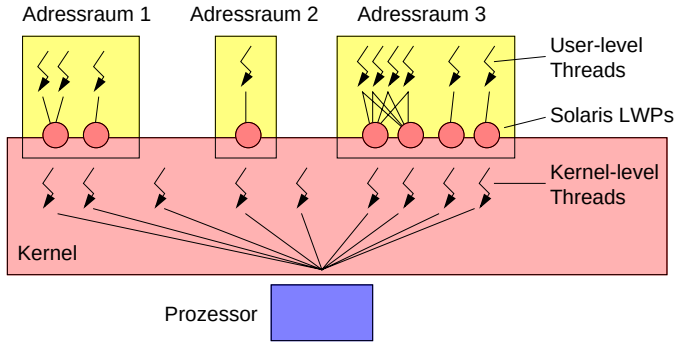
- Implementierung
  - Instruktionen im Anwendungsprogramm schalten zwischen den Threads hin- und her (ähnlich wie der Scheduler im Betriebssystem)
  - Realisierung durch Bibliotheksfunktionen
  - Betriebssystem sieht nur einen Kontrollfaden
- ★ Vorteile
  - keine Systemaufrufe zum Umschalten erforderlich
  - 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

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

Mischform: LWPs und Threads (Bsp. Solaris)

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



Nach Silberschatz, 1994

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

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!

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 (kritische Situationen: 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

Gegenseitiger Ausschluss *(mutual exclusion)*

- Einfache Implementierung durch *mutex*-Variablen

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

Thread 1

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

Thread 2

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

➤ nur der Thread, der das *lock* gemacht hat, darf das *unlock* aufrufen!

- Realisierung (konzeptionell)

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

atomare Funktionen

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


Zählende 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 Thread / Prozess frei

```
void V( int *s ) {
    *s= *s+1;
    /* ggf wartende Threads/Prozesse wecken */
}
```

atomare Funktion

➤ P und V müssen nicht vom selben Thread/Prozess aufgerufen werden!

Gegenseitiges Warten

- Implementierung mit Hilfe eines Semaphors

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

Thread 1

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

Thread 2

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

  - Thread 2 läuft immer ungehindert durch
  - Thread 1 blockiert an P, falls Thread 2 die V-Operation noch nicht ausgeführt hat (und wartet auf die V-Operation) – andernfalls läuft Thread 1 auch durch

Mutex im Detail: spin lock vs. sleeping lock

- spin lock
  - aktives Warten bis Mutex-Variable frei (= 1) wird
  - entspricht konzeptionell einem Pollen
  - Thread bleibt im Zustand *laufend*
- Problem: wenn nur ein Prozessor verfügbar ist, wird Rechenzeit vergeudet bis durch den Scheduler eine Umschaltung erfolgt
  - nur ein anderer, laufender Thread kann den Mutex frei geben
- sleeping lock
  - passives Warten
  - Thread geht in den Zustand *blockiert* (Schlafen, bis ein Ereignis eintrifft)
  - im Rahmen von unlock() wird der blockierte Thread in den Zustand *bereit* zurückgeführt
- Problem: bei sehr kurzen kritischen Abschnitten ist der Aufwand für das Blockieren/Aufwecken und die Umschaltungen unverhältnismäßig teuer

Implementierung von spin locks

- zentrales Problem: Atomarität von mutex-Abfrage und -Setzen

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

- Lösung: spezielle Maschinenbefehle, die atomar eine Abfrage und Modifikation auf einer Hauptspeicherzelle ermöglichen
  - *Test-and-Set*, *Compare-and-Swap*, *Load-link/store-conditional*, ...
- Beispiel: *Test-and-set* – atomarer Maschinenbefehl mit folgender Wirkung
  - wenn zwei Threads den Befehl gleichzeitig ausführen wollen, sorgt die Hardware dafür, dass ein Thread den Befehl vollständig zuerst ausführt

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

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

Implementierung von spin locks (2)

- Realisierung von mutex-Operationen mit dem *Test-and-Set*-Befehl

```
mutex m = FALSE;
```

```
void lock (mutex *m) {
  while(test_and_set(&m) ){ ; }
  /* got lock */
}
```

```
void unlock (mutex *m) {
    *m = FALSE;
}
```

Implementierung von sleeping locks

- zwei Probleme
  - ➤ Konflikt mit einer zweiten lock-Operation: Atomarität von mutex-Abfrage und -Setzen
  - ➤ Konflikt mit einem unlock: *lost-wakeup*-Problem

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

- Ursachen
  - (1) Prozessumschaltung während der lock-Operation
  - (2) Bei Multiprozessoren:
    gleichzeitige Ausführung von lock auf einem anderen Prozessor

Implementierung von sleeping locks (2)

- Behebung von Ursache (1): Prozessumschaltungen verhindern
  - Prozessumschaltung ist ein Funktion des Betriebssystem-Kerns
    - ➤ erfolgt im Rahmen eines Systemaufrufs
    - ➤ oder im Rahmen einer Interrupt-Behandlung
  - ➥ lock/unlock werden ebenfalls im BS-Kern implementiert, BS-Kern läuft unter Interrupt-Sperre

```
void lock (mutex *m) {
   enter_OS(); cli();
   while (*m == 0) {
      block_thread_and_schedule();
   }
   m = 0;
   sei(); leave_OS();
}
```

```
void unlock (mutex *m) {
   enter_OS(); cli();
   *m = 1;
   wakeup_waiting_theads();
   sei(); leave_OS();
}
```


Implementierung von sleeping locks (3)

- Behebung von Ursache (2): Parallele Ausführung auf anderem Prozessor verhindern
  - Problem (1) (Prozessumschaltungen) bleibt gleichzeitig bestehen
  - Gegenseitiger Ausschluss mit anderen Prozessoren durch spin locks

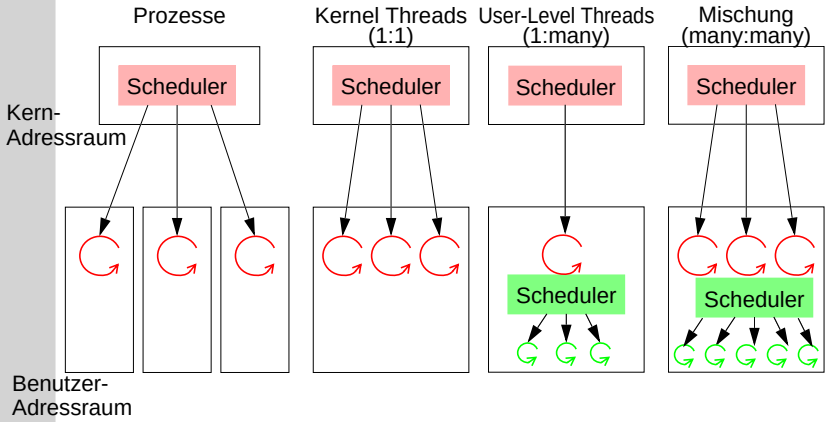
```
void lock (mutex *m) {
   enter_OS(); cli();
   spin_lock();
   while (*m == 0) {
      block_thread_and_schedule();
   }
   m = 0;
   spin_unlock();
   sei(); leave_OS();
}
```

```
void unlock (mutex *m) {
   enter_OS(); cli();
   spin_lock();
   *m = 1;
   wakeup_waiting_theads();
   spin_unlock();
   sei(); leave_OS();
}
```


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

Thread-Konzepte in UNIX/Linux (2)



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

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
```


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.

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.

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;
}
```

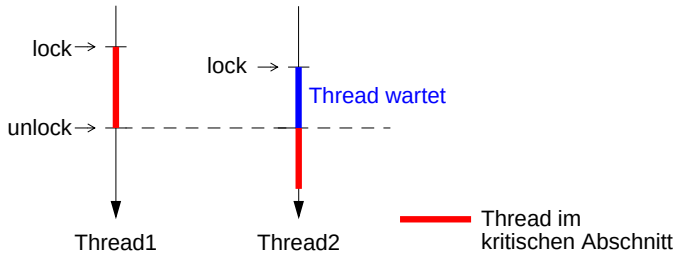

Pthreads-Koordinierung

- 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)*

Pthreads-Koordinierung (2)

★ **Mutexes**

- Koordinierung von kritischen Abschnitten



Pthreads-Koordinierung (3)

… Mutexes (2)

- Schnittstelle
  - Mutex erzeugen

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

  - Lock & unlock

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

Pthreads-Koordinierung (4)

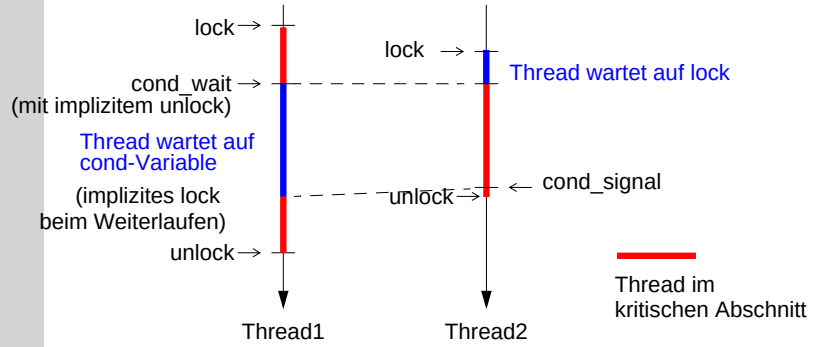
… Mutexes (3)

- 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**

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



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

Pthreads-Koordinierung (7)

… Condition Variables (3)

- Schnittstelle
  - Condition Variable erzeugen

```
pthread_cond_t c1;
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);
}
```


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

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
```


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