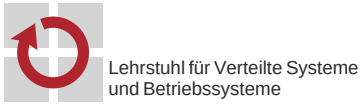
Übungen zu Systemprogrammierung 2

Ü4 – Thread-Koordinierung

Sommersemester 2018

Christian Eichler, Jürgen Kleinöder

Lehrstuhl für Informatik 4
Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg



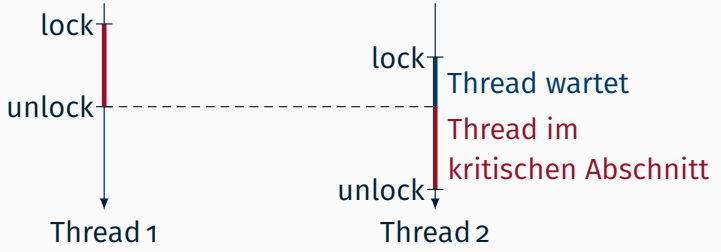
Lehrstuhl für Verteilte Systeme
und Betriebssysteme

Agenda

Agenda

Mutexe

- **Mut**ual **ex**clusion (gegenseitiger Ausschluss)
- Koordinierung von kritischen Abschnitten:



- Nur ein Thread kann gleichzeitig den Mutex sperren und somit den kritischen Abschnitt durchlaufen

Pthread-Mutexe

Schnittstelle

- Mutex erzeugen:

```
pthread_mutex_t m;
errno = pthread_mutex_init(&m, NULL); // Fehlerbehandlung!
```

- Sperren und freigeben:

```
pthread_mutex_lock(&m);
// ... kritischer Abschnitt
pthread_mutex_unlock(&m);
```

- Mutex zerstören und Ressourcen freigeben:

```
errno = pthread_mutex_destroy(&m); // Fehlerbehandlung!
```

- Alle Pthread-Funktionen setzen `errno` nicht implizit, sondern geben einen Fehlercode zurück (im Erfolgsfall: 0)
- **Randnotiz:** `errno` ist keine globale Variable, sondern eine Thread-lokale Variable – jeder Thread besitzt seine eigene `errno`

Beispiel: synchronisierte verkettete Liste

- Wie schützen wir die Liste vor Nebenläufigkeit in mehrfädigen Programmen?
  - Zugriffe auf enqueue( ) und dequeue( ) per Mutex serialisieren
  - Schutz sowohl bei mehreren Einfüge- als auch bei mehreren Entnahme-Threads
- Weiteres Nebenläufigkeitsproblem?

```
static volatile QElement *head;
static pthread_mutex_t m;

int syncEnqueue(int value) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  int result = enqueue(value);
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return result;
}
```

```
int syncDequeue(void) {
  while(head == NULL) {
    // Wait for syncEnqueue()
  }
  pthread_mutex_lock(&m);
  int value = dequeue();
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return value;
}
```


Beispiel: synchronisierte verkettete Liste

- Wie schützen wir die Liste vor Nebenläufigkeit in mehrfädigen Programmen?

```
static volatile QElement *head;

int syncEnqueue(int value) {
  int result = enqueue(value);
  return result;
}
```

```
int syncDequeue(void) {
  while(head == NULL) {
    // Wait for syncEnqueue()
  }
  int value = dequeue();
  return value;
}
```


Beispiel: synchronisierte verkettete Liste

- Problem: Mehrere Entnahme-Threads könnten gleichzeitig in der Schleife warten
  - dequeue( ) könnte mehrmals aufgerufen werden, obwohl nur ein neues Element eingefügt wurde
  - Lösung?

```
static volatile QElement *head;
static pthread_mutex_t m;

int syncEnqueue(int value) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  int result = enqueue(value);
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return result;
}
```

```
int syncDequeue(void) {
  while(head == NULL) {
    // Wait for syncEnqueue()
  }
  pthread_mutex_lock(&m);
  int value = dequeue();
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return value;
}
```

Beispiel: synchronisierte verkettete Liste

- Problem: Mehrere Entnahme-Threads könnten gleichzeitig in der Schleife warten
  - dequeue( ) könnte mehrmals aufgerufen werden, obwohl nur ein neues Element eingefügt wurde
  - Lösung: Warteschleife in den kritischen Abschnitt ziehen
- Problem jetzt vollständig gelöst?

```
static volatile QElement *head;
static pthread_mutex_t m;

int syncEnqueue(int value) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  int result = enqueue(value);
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return result;
}
```

```
int syncDequeue(void) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  while(head == NULL) {
    // Wait for syncEnqueue()
  }
  int value = dequeue();
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return value;
}
```


Beispiel: synchronisierte verkettete Liste

- Problem: Deadlock, da in kritischem Bereich gewartet wird
  - Kein anderer Thread wird den kritischen Abschnitt jemals mehr betreten können
  - Lösung: Mutex in der Warteschleife kurzzeitig freigeben
- Um aktives Warten zu vermeiden, ist ein Schlaf/Aufweck-Mechanismus nötig

```
static volatile QElement *head;
static pthread_mutex_t m;

int syncEnqueue(int value) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  int result = enqueue(value);
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return result;
}
```

```
int syncDequeue(void) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  while(head == NULL) {
    pthread_mutex_unlock(&m);
    // Wait for syncEnqueue()
    pthread_mutex_lock(&m);
  }
  int value = dequeue();
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return value;
}
```


Beispiel: synchronisierte verkettete Liste

- Problem: Deadlock, da in kritischem Bereich gewartet wird
  - Kein anderer Thread wird den kritischen Abschnitt jemals mehr betreten können
  - Lösung?

```
static volatile QElement *head;
static pthread_mutex_t m;

int syncEnqueue(int value) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  int result = enqueue(value);
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return result;
}
```

```
int syncDequeue(void) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  while(head == NULL) {
    // Wait for syncEnqueue()
  }
  int value = dequeue();
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return value;
}
```


Passives Warten auf ein Ereignis

- Pseudo-Funktionen zur Vermeidung von aktivem Warten: `WAIT_FOR_CHANGE( )` blockiert so lange, bis `SIGNAL_CHANGE( )` aufgerufen wurde
- Nebenläufigkeitsproblem?: das altbekannte *Lost-Wakeup*-Problem
  - Aufweck-Signalisierung kann verloren gehen
  - Freigabe des Mutex und Schlafenlegen muss atomar erfolgen

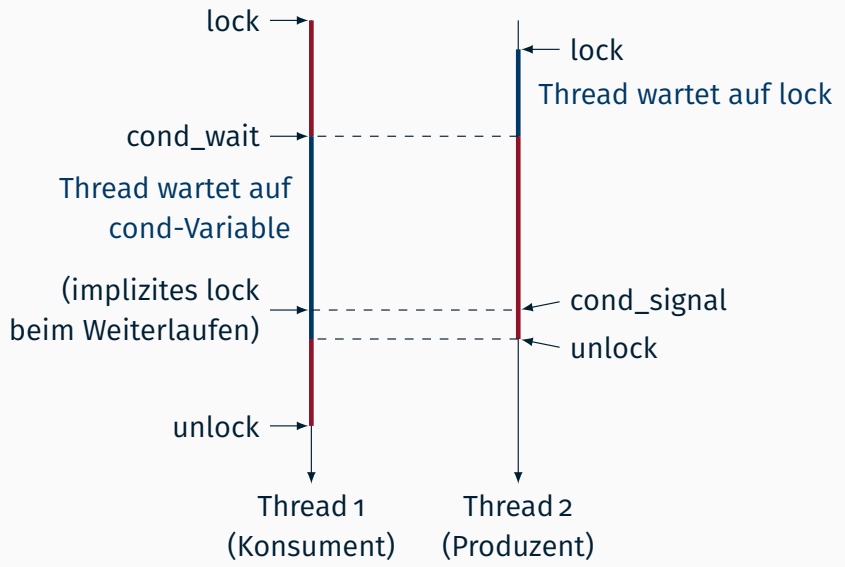
```
static volatile QElement *head;
static pthread_mutex_t m;

int syncEnqueue(int value) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  int result = enqueue(value);
  SIGNAL_CHANGE();
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return result;
}
```

```
int syncDequeue(void) {
  pthread_mutex_lock(&m);
  while(head == NULL) {
    pthread_mutex_unlock(&m);
    WAIT_FOR_CHANGE();
    pthread_mutex_lock(&m);
  }
  int value = dequeue();
  pthread_mutex_unlock(&m);
  return value;
}
```

Pthread-Bedingungsvariablen

- Mechanismus zum Blockieren und Aufwecken von Threads in durch Mutex geschützten kritischen Abschnitten
  - Beinhaltet Warteschlange für das Warten auf ein Ereignis
- `pthread_cond_wait()`:
  - Thread reiht sich in Warteschlange der Bedingungsvariable ein
  - Thread gibt atomar den Mutex frei (*unlock*) und legt sich schlafen
  - Nach Signalisierung wird Thread wieder laufbereit
  - Thread betritt den kritischen Abschnitt neu (*lock*)
- `pthread_cond_signal()` / `pthread_cond_broadcast()`:
  - Aufwecken eines (oder mehrerer) Threads aus der Warteschlange der Bedingungsvariable

Pthread-Bedingungsvariablen - Typisches Anwendungsszenario



Pthread-Bedingungsvariablen

- Bei `pthread_cond_signal()` wird **mindestens einer** der wartenden Threads aufgeweckt – es ist allerdings u. U. nicht definiert, welcher
  - Eventuell Prioritätsverletzung, wenn nicht der höchstpriore gewählt wird
  - Verklemmungsgefahr, falls die Threads (unvernünftigerweise) unterschiedliche Wartebedingungen haben
- Mit `pthread_cond_broadcast()` werden **alle** wartenden Threads aufgeweckt
  - Der Scheduler entscheidet, welcher Thread als erster weiterläuft
  - Dieser Thread wird als erster den Mutex neu belegen
  - Alle anderen Threads werden dann am Mutex serialisiert
- Da möglicherweise mehrere Threads deblockiert wurden, muss die Schleifenbedingung nach dem Aufwachen nochmals überprüft werden

Fertiges Beispiel: synchronisierte Liste

- Initialisierung von Mutex und Bedingungsvariable mit `pthread_{mutex,cond}_init()`
- Zerstören mit `pthread_{mutex,cond}_destroy()`

```
static volatile QElement *head;
static pthread_mutex_t m;
static pthread_cond_t c;

int syncEnqueue(int value) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    int result = enqueue(value);
    pthread_cond_broadcast(&c);
    pthread_mutex_unlock(&m);
    return result;
}
```

```
int syncDequeue(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    while(head == NULL) {
        pthread_cond_wait(&c, &m);
    }
    int value = dequeue();
    pthread_mutex_unlock(&m);
    return value;
}
```

Agenda

Nichtblockierende Synchronisation (1)

- Nichtblockierende Synchronisation wird üblicherweise mit Hilfe der *Compare-and-swap*-Operation (*CAS*) implementiert
  (→ siehe Vorlesung C | X.4, Seite 20 ff.)
- Funktionsweise von CAS:
  - Argumente: Speicheradresse, erwarteter Wert, neuer Wert
  - Atomare Operation:
    - Falls in der Speicherstelle der erwartete Wert steht, überschreibe sie mit dem neuen Wert und gib `true` zurück
    - Andernfalls lasse die Speicherstelle unverändert und gib `false` zurück
- Verwendung:

```
do {
    // Ziehe lokale Kopie der kritischen Variable
    // Berechne lokal neuen Wert
} while(CAS(/* krit. Variable, Wert alt, Wert neu */) == false);
```

  - Falls die kritische Variable nebenläufig verändert wurde, wird der kritische Abschnitt wiederholt
  - Achtung: genau überlegen, wie der kritische Abschnitt aussehen muss!

Nichtblockierende Synchronisation (2)

- Die CAS-Operation selbst lässt sich nicht atomar in C11 implementieren
- Möglichkeit 1: Inline-Assembly
  - In den C-Code eingebettete Sequenz von Maschineninstruktionen
  - Schlechte Portierbarkeit: Syntax ist Compiler- und CPU-spezifisch
- Möglichkeit 2: GCC-*Builtin*-Funktion
  - Verwendung wie eine gewöhnliche Funktion
  - Statt eines Funktionsaufrufs erzeugt der Compiler eine Sequenz von Maschineninstruktionen für den jeweiligen Zielprozessor

```
bool __sync_bool_compare_and_swap(type *ptr, type oldval, type newval);
```

- Möglichkeit 3: `<stdatomic.h>` im neuen Sprachstandard C11
  - *Leider nur optionales Feature*
  - *Unterstützt seit gcc-4.9*

Agenda

Compiler und Module

```c
#include "bar.h"

int main(void) {
    bar(42);
}
```

main.c

```c
#ifndef BAR_H
#define BAR_H

    void bar(int);

#endif
```

bar.h (Schnittstelle)

- Module exportieren eine Schnittstelle (Header-Datei):
  - Funktionsdeklarationen
  - Gegebenenfalls Deklarationen (`extern`) globaler Variablen
  - *Include-Guard* (`#ifdef`-Konstrukt) verhindert Mehrfachdeklaration, falls der Header mehrfach eingebunden wird
- Beim Übersetzen muss Compiler den Typ eines Symbols kennen:
  - Einbinden der Schnittstellenbeschreibung mit `#include "bar.h"`
    - `gcc`-Parameter `-Ipfad`: teilt Compiler zusätzlichen Suchpfad für Header-Dateien mit (aktuelles Verzeichnis ist immer enthalten)

Symbole

- Der Zugriff auf Funktionen und globale Variablen erfolgt in C-Programmen über **symbolische Namen**
- Der Namensraum ist flach und nicht typisiert:
  - Jeder Name muss eindeutig sein
  - Es darf z. B. keine Funktion mit dem Namen einer globalen Variable geben
- Kompilierte Übersetzungseinheit (`.o`-Datei) enthält **Symboltabelle**:
  - Liste von Symbolen, die von der Einheit **definiert** werden
  - Liste von Symbolen, die von der Einheit **verwendet** werden

Anzeige von Symboltabellen mit dem Programm `nm(1)`

- Für definierte Symbole: Anzeige des Offsets im Segment (im gebundenen Programm stattdessen absolute Adresse)
- Segment: `U = unresolved`, `B = .bss`, `D = .data`, `T = .text`
  - Sichtbarkeit: groß = globales Symbol, klein = modullokales Symbol

Linker und Module

```c
#include "bar.h"

int main(void) {
    bar(42);
}
```

```
U bar
T main
```

Modul `main`

```c
#ifndef BAR_H
#define BAR_H

void bar(int);

#endif
```

bar.h (Schnittstelle)

```c
#include "bar.h"

void bar(int param) {
    // Do stuff
}
```

```
00000000 T bar
```

Modul `bar`

- Modul `bar` *definiert* Symbol `bar` (Funktion `void bar(int)`)
- Hauptprogramm *verwendet* Symbol `bar` (ruft die Funktion `void bar(int)` auf)

Linker und Module

- Linker bindet die angegebenen Übersetzungseinheiten zu einem ausführbaren Binärabbild im ELF-Format zusammen
- Offene Symbolreferenzen werden aufgelöst:
  - Suche in anderen Übersetzungseinheiten
  - Suche in der Standard-C-Bibliothek (libc)
- Fehler, falls nicht alle offenen Symbolreferenzen aufgelöst werden können (*undefined reference*)
- Fehler, falls ein Symbol mehrfach definiert ist (*duplicate symbol*)

Agenda

Statische Bibliotheken (1)

- Statische Bibliothek:
  - (Unkomprimiertes) Archiv, in dem mehrere Objekt-Dateien (`.o`) zusammengefasst sind
  - Enthält eigene Symboltabelle
  - Übliche Dateinamenskonvention: `libexample.a`
- Erstellen mit dem Kommando `ar(1)`:

```
user@host:~$ ar -rcs libexample.a bar.o foo.o
```


Statische Bibliotheken (2)

- Bibliothek kann dem Linker als Symbolquelle angeboten werden:
  - Parameter `-lname`: Binden mit der Bibliothek `libname.a`
    - Diese Datei wird in einer Menge von Suchpfaden gesucht
    - Voreingestellte System-Suchpfade: z. B. `/usr/local/lib`, `/usr/lib`, …
  - Parameter `-Lpath`: *path* als Suchpfad hinzufügen
    - Betrifft nur nachfolgende Vorkommen von `-l`
- Linker bindet dann alle `.o`-Dateien aus der Bibliothek, die **bis dahin** unaufgelöste Symbole definieren, zum Binärabbild dazu
  - Relative Reihenfolge von Objekt-Dateien und Bibliotheken ist wichtig – Bibliotheken sollten i. d. R. am Schluss angegeben werden
- Bibliothek wird zur Ausführung des Programms nicht mehr benötigt

Agenda

Dynamische Bibliotheken (1)

- Dynamische Bibliothek (*Shared Library*):
  - Kein Dateiarchiv, sondern eine ladbare Funktionssammlung
  - Bibliothek wird zur Ausführung des Programms benötigt
  - Übliche Namenskonvention: `libexample.so`
- Code liegt nach dem Laden i. d. R. nur einmal im Hauptspeicher, kann aber in verschiedenen Prozessen an unterschiedlichen Adressen im logischen Adressraum positioniert sein
  - Keine absoluten Adressen (Funktionsaufrufe, globale Variablen) im Maschinencode der Bibliothek erlaubt
  - PIC (*Position-Independent Code*, `gcc`-Option `-fPIC`)
- Bibliotheksmodule mit `-fPIC` kompilieren
- Bibliothek durch Zusammenbinden der `.o`-Dateien erstellen:

```
user@host:~$
gcc -shared $(LDFLAGS) $(CFLAGS) -o libexample.so bar.o foo.o
```


Dynamische Bibliotheken (2)

- Binden einer dynamischen Bibliothek an eine Anwendung:
  - Linker-Aufruf identisch zu statischem Binden (Flags `-l` und `-L`)
  - Aber kein Kopieren der `.o`-Dateien, sondern nur Anlegen von Verweisen im ELF-Binary
  - Falls in den Suchpfaden sowohl eine statische als auch eine dynamische Bibliothek gefunden wird, wird die dynamische gewählt
  - Relative Reihenfolge von Objekt- bzw. Quelldateien und Bibliotheken ist u. U. ebenfalls wichtig
- Das endgültige Binden erfolgt erst beim Laden:
  - Beim Laden des Programms (`exec(2)`) wird zunächst der *Dynamic Linker/Loader* (`ld.so`) geladen
  - `ld.so` lädt das Programm und die Bibliothek (sofern noch nicht im Hauptspeicher vorhanden) und bindet noch offene Referenzen
  - Bibliothek wird von `ld.so` in mehreren Verzeichnissen gesucht (über Umgebungsvariable `LD_LIBRARY_PATH` einstellbar)

Verwendung von dynamischen Bibliotheken

- Hauptvorteile von dynamischen Bibliotheken:
  - Insgesamt geringerer Platten- und Hauptspeicherverbrauch
  - Üblicherweise zentraler Installationsort (z. B. `/usr/lib`):
    - Bei einem Update (u. U. sicherheitskritisch!) muss nur eine Datei ausgetauscht werden
    - Kein erneutes Binden aller betroffener Anwendungen nötig
- Vollständig statisches Binden ist auf PCs kaum mehr gebräuchlich:
  - libc und andere Bibliotheken werden fast immer dynamisch gebunden
  - Manche Betriebssysteme (z. B. macOS, Solaris 10) bieten gar keine statische libc mehr

Agenda

Aufgabe 4: `jbuffer`

Ringpuffer-Modul

- Ringpuffer zur Verwaltung von `int`-Werten
  - Zutatenliste: Array, Leseindex, Schreibindex, Modulo-Operation
- Randbedingung: ein Produzent, mehrere Konsumenten
- Blockierende Synchronisation zwischen Produzenten und Konsumenten mittels Semaphoren zur Vermeidung von Über- bzw. Unterlauf
- Nichtblockierende Synchronisation der Konsumenten untereinander mittels CAS (siehe Vorlesung C | X.4, Seite 20 ff.)

Semaphor-Modul

- Zählender P/V-Semaphor (siehe Vorlesung C | X.3, Seite 6 ff.)