

# Übungen zu Systemprogrammierung 2 (SP2)

## Ü4 – Thread-Koordinierung

**Christian Eichler, Andreas Ziegler, Jürgen Kleinöder**

Lehrstuhl für Informatik 4  
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität  
Erlangen-Nürnberg

SS 2017 – 19. bis 23. Juni 2017

[http://www4.cs.fau.de/Lehre/SS17/V\\_SP2](http://www4.cs.fau.de/Lehre/SS17/V_SP2)



# Agenda

---

- 4.1 ICPC
- 4.2 Mutexe und Bedingungsvariablen
- 4.3 Nichtblockierende Synchronisation
- 4.4 Module und Symbole
- 4.5 Statische Bibliotheken
- 4.6 Dynamische Bibliotheken
- 4.7 Aufgabe 4: jbuffer



## ICPC - Was ist das?

- International Collegiate Programming Contest – veranstaltet von der ACM
- dabei sollen Teams aus drei Studenten innerhalb von fünf Stunden neun bis elf knifflige und originelle Programmieraufgaben lösen
- Problem: nur ein Computer steht zur Verfügung, aber kein Internet ☹
- dreistufiger Wettbewerb mit *Local Contest* in Erlangen, *Regional Contest* (irgendwo in Nordwesteuropa) und *World Finals* (irgendwo in der Welt)



Local Contest  
(Erlangen)



Regional Contest  
(Delft)



World Finals  
(Orlando)

## ICPC an der FAU

- am **Samstag, 01. Juli 2017** findet wieder ein FAU Local Contest statt
- von **11 bis 16 Uhr** im Informatikhochhaus
- teilnehmen darf jede/r Student/in der FAU, **Fachrichtung egal!**
- es wird jeweils **zu dritt** programmiert (**Einzelanmeldung** möglich)
  
- es wird außerdem eine **Practice Session** für alle Neulinge stattfinden, bei der (einfache) typische Probleme gezeigt und erklärt werden
  - Ort und Zeit werden noch bekannt gegeben
  - mehr **Infos/Anmeldung**: <http://icpc.cs.fau.de>

### Wichtig: Anmeldung

Zur Teilnahme am Wettbewerb ist eine Anmeldung unter <http://icpc.cs.fau.de> unbedingt erforderlich. Deadline: **26.06.2017**.



# Agenda

---

4.1 ICPC

4.2 **Mutexe und Bedingungsvariablen**

4.3 Nichtblockierende Synchronisation

4.4 Module und Symbole

4.5 Statische Bibliotheken

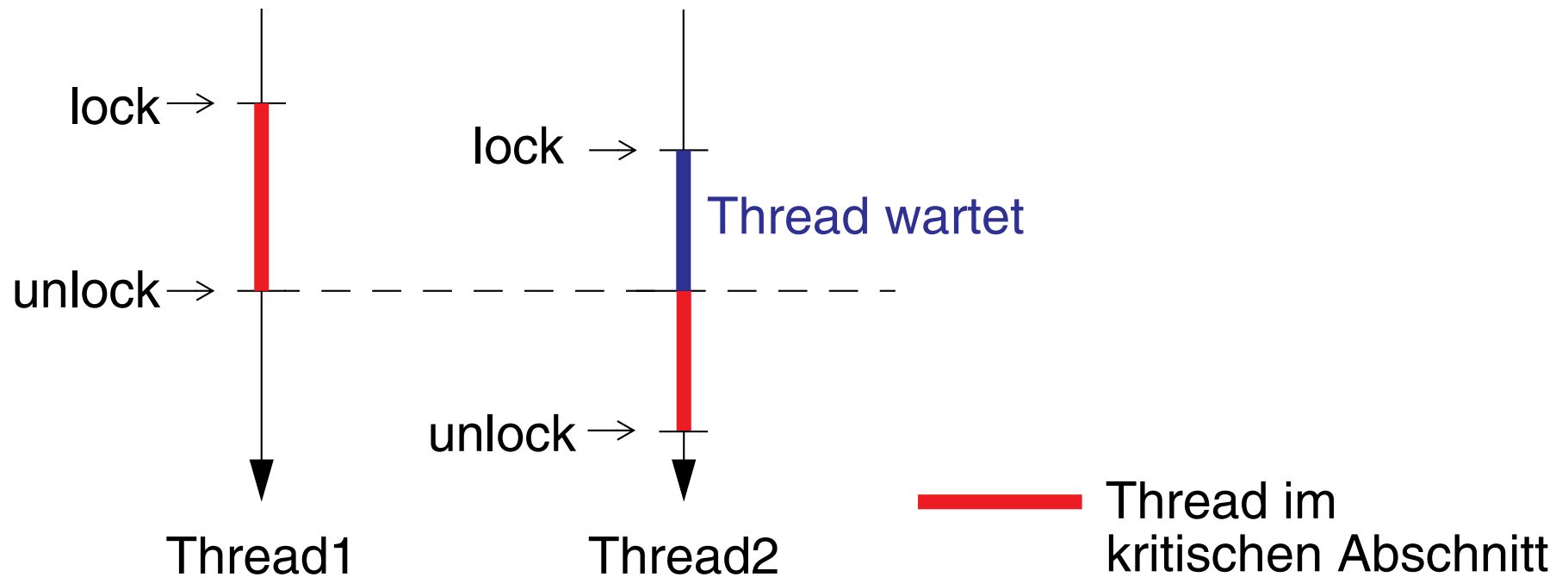
4.6 Dynamische Bibliotheken

4.7 Aufgabe 4: jbuffer



# Mutexe

- **Mutual exclusion** (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`



- 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;
}
```



- 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;
}
```



- 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;
}
```



- 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;
}
```



- 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;
}
```



- 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;
}
```



- 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

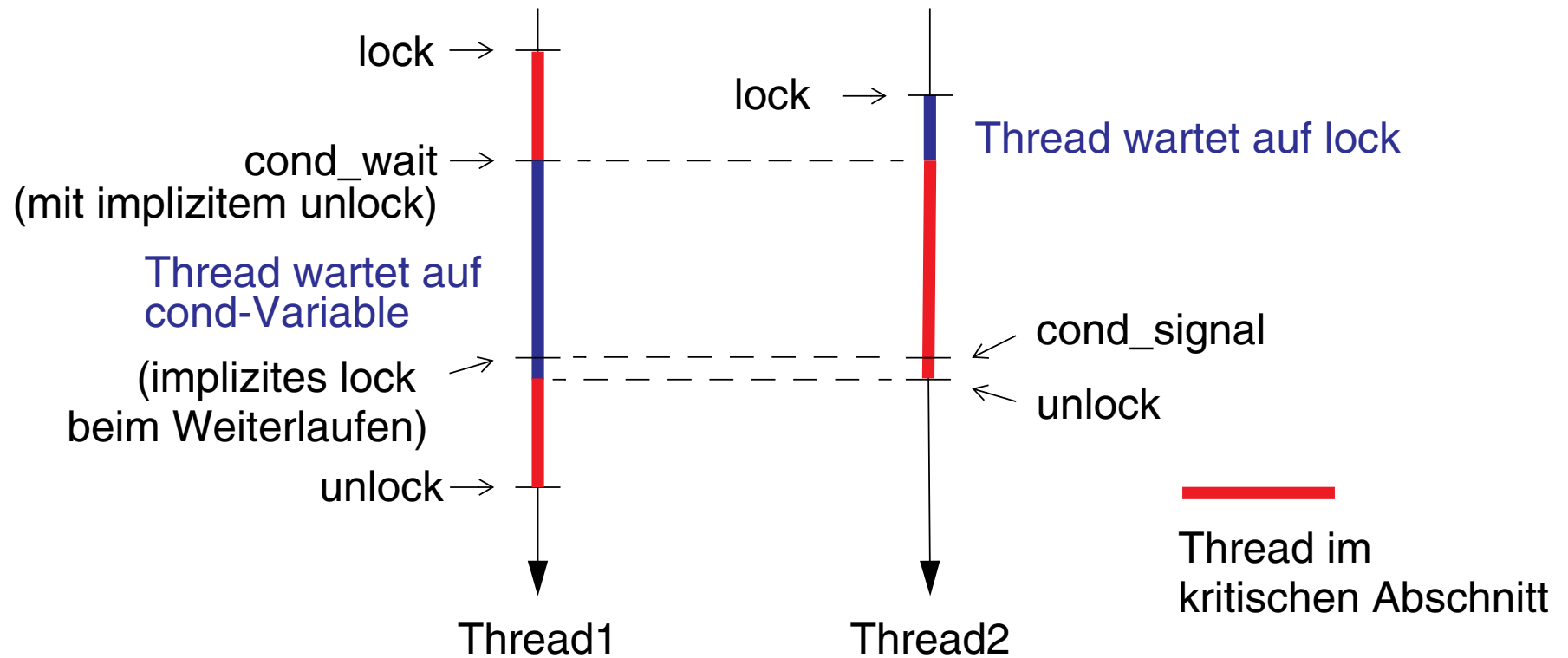
---

- 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 lafbereit
  - 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 höchstpriorre 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
- Im Normalfall bevorzugt `pthread_cond_broadcast()` verwenden
- Da möglicherweise mehrere Threads deblockiert wurden, muss die Schleifenbedingung nach dem Aufwachen nochmals überprüft werden

: 2014-05-10



- 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

---

4.1 ICPC

4.2 Mutexe und Bedingungsvariablen

4.3 Nichtblockierende Synchronisation

4.4 Module und Symbole

4.5 Statische Bibliotheken

4.6 Dynamische Bibliotheken

4.7 Aufgabe 4: jbuffer

: 2014-05-10



# Nichtblockierende Synchronisation

- 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

- Die CAS-Operation selbst lässt sich nicht atomar in C99 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

---

4.1 ICPC

4.2 Mutexe und Bedingungsvariablen

4.3 Nichtblockierende Synchronisation

**4.4 Module und Symbole**

4.5 Statische Bibliotheken

4.6 Dynamische Bibliotheken

4.7 Aufgabe 4: jbuffer



```
#include "bar.h"
```

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

main.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* (`#ifndef`-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)



- 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 **Symbole**:
  - 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

```
#include "bar.h"

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

U bar  
00000000 T main  
Modul main

```
#ifndef BAR_H
#define BAR_H

void bar(int);

#endif
```

bar.h (Schnittstelle)

```
#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

---

4.1 ICPC

4.2 Mutexe und Bedingungsvariablen

4.3 Nichtblockierende Synchronisation

4.4 Module und Symbole

**4.5 Statische Bibliotheken**

4.6 Dynamische Bibliotheken

4.7 Aufgabe 4: jbuffer



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

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



- 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

---

4.1 ICPC

4.2 Mutexe und Bedingungsvariablen

4.3 Nichtblockierende Synchronisation

4.4 Module und Symbole

4.5 Statische Bibliotheken

4.6 Dynamische Bibliotheken

4.7 Aufgabe 4: jbuffer



# Dynamische Bibliotheken

- 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
```



- 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

---

4.1 ICPC

4.2 Mutexe und Bedingungsvariablen

4.3 Nichtblockierende Synchronisation

4.4 Module und Symbole

4.5 Statische Bibliotheken

4.6 Dynamische Bibliotheken

4.7 Aufgabe 4: **jbuffer**



# 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.)

