

Übungen zu Systemprogrammierung 2 (SP2)

Ü4 – Thread-Koordinierung

Christoph Erhardt, Jens Schedel, Jürgen Kleinöder

Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen-Nürnberg

SS 13 – 10. bis 14. Juni 2013

http://www4.cs.fau.de/Lehre/SS13/V_SP2



Agenda

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



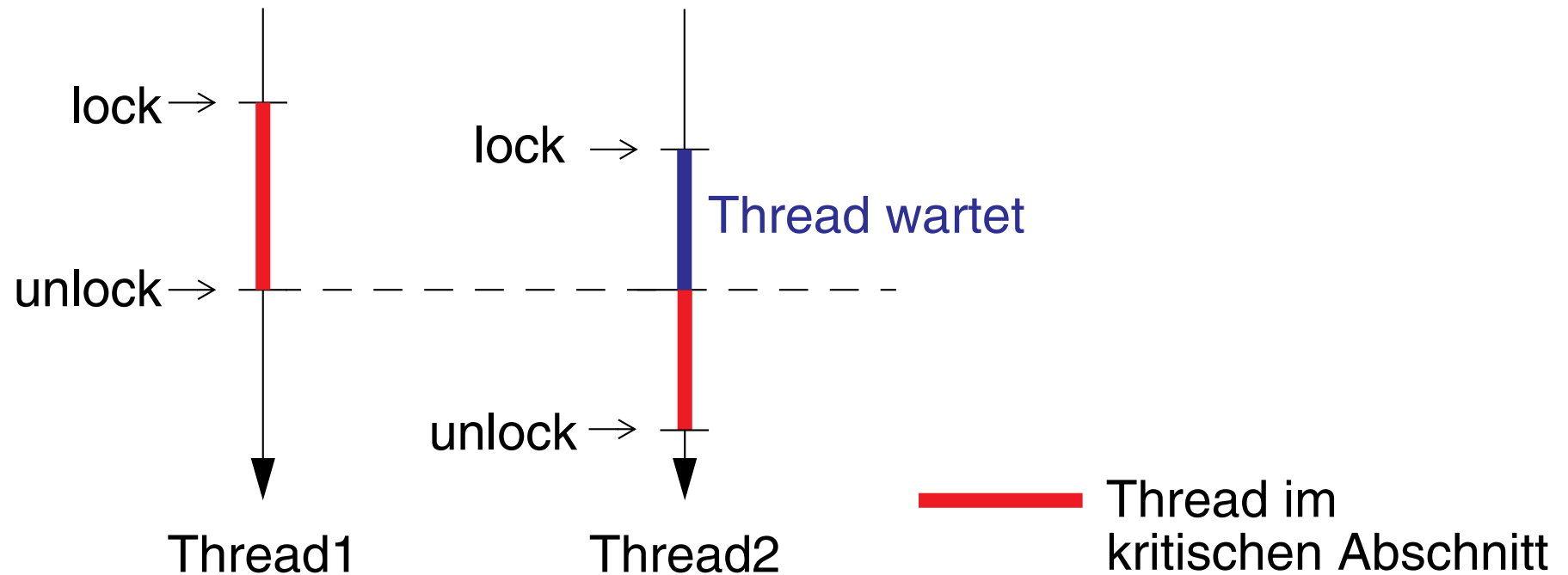
Agenda

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



Mutexe

- Koordination 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);
```

- Sperren und freigeben:

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

- Mutex zerstören und Ressourcen freigeben:

```
errno = pthread_mutex_destroy(&m);
```

- Alle Pthread-Funktionen setzen errno nicht implizit, sondern geben einen Fehlercode zurück (im Erfolgsfall: 0)



- Welches Problem kann hier auftreten?

```
static volatile int a;  
  
void P(void) {  
    while (a == 0) {  
        // Wait for change  
    }  
    --a;  
}
```

```
void V(void) {  
    ++a;  
}
```



- Welches Problem kann hier auftreten?
 - *Lost-Update*-Problem, da Inkrement und Dekrement nicht atomar
 - Lösung: Zugriff auf `a` mit Mutex schützen
- Weiteres Nebenläufigkeitsproblem?

```
static volatile int a;
static pthread_mutex_t m;

void P(void) {
    while (a == 0) {
        // Wait for change
    }
    pthread_mutex_lock(&m);
    --a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```

```
void V(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    ++a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```



- Problem: Mehrere Threads könnten gleichzeitig in Schleife warten
 - a könnte mehrmals heruntergezählt werden
 - Lösung?

```
static volatile int a;
static pthread_mutex_t m;

void P(void) {
    while (a == 0) {
        // Wait for change
    }
    pthread_mutex_lock(&m);
    --a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```

```
void V(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    ++a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```



- Problem: Mehrere Threads könnten gleichzeitig in Schleife warten
 - a könnte mehrmals heruntergezählt werden
 - Lösung: Prüfung der Bedingung in den kritischen Abschnitt ziehen
- Problem jetzt vollständig gelöst?

```
static volatile int a;
static pthread_mutex_t m;

void P(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    while (a == 0) {
        // Wait for change
    }
    --a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```

```
void V(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    ++a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```



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

```
static volatile int a;
static pthread_mutex_t m;

void P(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    while (a == 0) {
        // Wait for change
    }
    --a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```

```
void V(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    ++a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```



- Problem: Deadlock, da in kritischem Bereich gewartet wird
 - Kein anderer Thread kann den kritischen Abschnitt betreten
 - Lösung: Mutex während des Wartens freigeben
- Aktives Warten vermeiden: Schlaf/Aufweck-Mechanismus nötig

```
static volatile int a;
static pthread_mutex_t m;

void P(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    while (a == 0) {
        pthread_mutex_unlock(&m);
        // Wait for change
        pthread_mutex_lock(&m);
    }
    --a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```

```
void V(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    ++a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```



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

```
static volatile int a;
static pthread_mutex_t m;

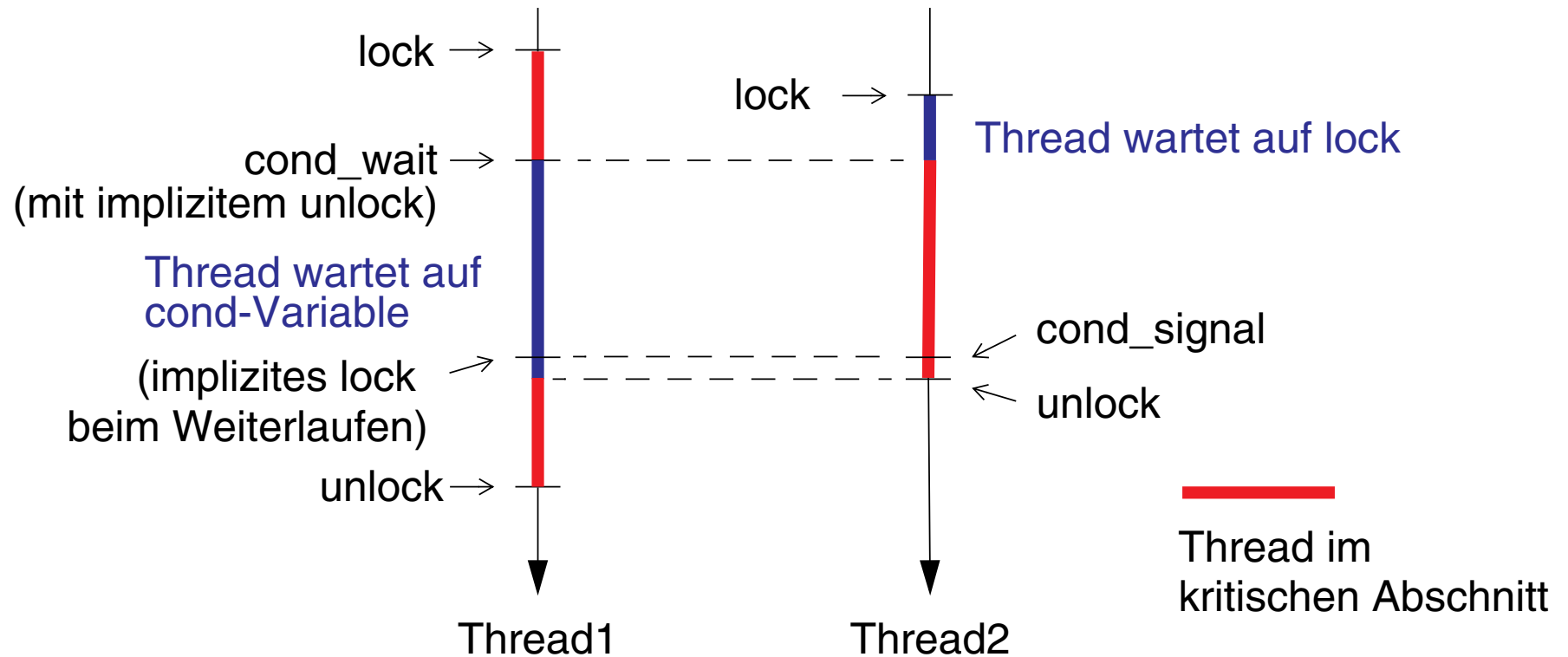
void P(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    while (a == 0) {
        pthread_mutex_unlock(&m);
        WAIT_FOR_CHANGE();
        pthread_mutex_lock(&m);
    }
    --a;
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```

```
void V(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    ++a;
    SIGNAL_CHANGE();
    pthread_mutex_unlock(&m);
}
```



Pthread-Bedingungsvariablen

- Mechanismus zum Blockieren und Aufwecken von Threads:



- Freigeben des aktuellen kritischen Abschnitts beim Blockieren
- Betreten des kritischen Abschnitts nach dem Aufwachen



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

```
static pthread_mutex_t m;  
static pthread_cond_t c;  
static volatile int a;  
  
void P(void) {  
    pthread_mutex_lock(&m);  
    while (a == 0) {  
        pthread_cond_wait(&c, &m);  
    }  
    --a;  
    pthread_mutex_unlock(&m);  
}
```

```
void V(void) {  
    pthread_mutex_lock(&m);  
    ++a;  
    pthread_cond_broadcast(&c);  
    pthread_mutex_unlock(&m);  
}
```



Pthread-Bedingungsvariablen

- Realisierung von `pthread_cond_wait()`:
 - Thread reiht sich in Warteschlange der Bedingungsvariable ein
 - Thread gibt Mutex frei
 - Thread gibt Prozessor auf
 - Nach Signalisierung wird Thread wieder lafbereit
 - Thread muss kritischen Abschnitt neu betreten (*lock*)
- Realisierung von `pthread_cond_broadcast()` / `pthread_cond_signal()`:
 - Aufwecken eines (oder mehrerer) Threads aus der Warteschlange der Bedingungsvariablen
- Da möglicherweise mehrere Threads deblockiert wurden, muss die Bedingung nochmals überprüft werden



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, 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



Agenda

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



Nichtblockierende Synchronisation

- Nichtblockierende Synchronisation wird üblicherweise mit Hilfe der *Compare-and-swap-Operation* (*CAS*) implementiert (→ siehe Vorlesung C | X-4, Seite 20f.)
- Die CAS-Operation selbst lässt sich nicht atomar in C implementieren
 - Möglichkeit 1: Inline-Assembly
 - In den C-Code eingebettete Sequenz von Maschineninstruktionen
 - Schlechte Portierbarkeit: Syntax ist Compiler- und CPU-spezifisch
 - Möglichkeit 2: Compiler-*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);
```



Agenda

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



Compiler und Module

```
#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
- 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 verwendet werden
 - Liste von Symbolen, die von der Einheit definiert werden

Anzeige von Symboltabellen mit dem Programm nm(1)

- Offsets im Segment für definierte Symbole (im gebundenen Programm stattdessen absolute Adressen)
- 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 ruft die Funktion void bar(int) auf (*verwendet* Symbol bar)



Agenda

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



Statische Bibliotheken

- 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)`:

```
ar -rcs libexample.a bar.o foo.o
```
- Bibliothek kann dem Linker als Symbolquelle angeboten werden
- Bibliothek wird zur Ausführung des Programms nicht mehr benötigt



- Statisches Binden: Zusammenbinden der angegebenen Übersetzungseinheiten zu einem ausführbaren Binärabbild
 - Offene Symbolreferenzen werden aufgelöst
 - Definiert in anderen Übersetzungseinheiten
 - Suche in Programmbibliotheken
 - GCC sucht beim Binden implizit in der Standard-C-Bibliothek (`libc.a`)
- Weitere Bibliotheken können vom Entwickler angegeben werden
 - Parameter `-Lpath`: Suche nach Bibliotheken (`.a`-Dateien) in *path*
 - Standard-Suchpfade: `/usr/local/lib`, `/usr/lib`
 - Parameter `-lname`: Binden mit der Bibliothek `libname.a`
 - Diese Datei wird in den Suchpfaden gesucht
 - Linker bindet dann alle `.o`-Dateien aus der Bibliothek, die **bis dahin** unaufgelöste Symbole definieren, zum Binärabbild dazu
 - Die Reihenfolge von Objekt-Dateien und Bibliotheken ist wichtig!



Agenda

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



Dynamische Bibliotheken

- Dynamische Bibliothek (*Shared Library*):
 - Kein Dateiarchiv, sondern eine ladbare Funktionssammlung
 - Bibliothek wird zur Ausführung des Programms benötigt
 - Übliche Dateinamenskongvention: `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 erlaubt
 - PIC (*Position-Independent Code*, gcc-Option `-fPIC`)
- Erstellen der Bibliothek durch Zusammenbinden der `.o`-Dateien:

```
gcc -shared $(LDFLAGS) $(CFLAGS) -o libexample.so bar.o foo.o
```



Dynamische Bibliotheken

- 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 Binary
 - Falls in den Suchpfaden sowohl eine statische als auch eine dynamische Bibliothek gefunden wird, wird die dynamische gewählt
 - GCC sucht beim Binden implizit in der Standard-C-Bibliothek (`libc.so`)
 - Reihenfolge von Bibliotheken und Objekt- bzw. Quelldateien 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. OS X, Solaris 10) bieten gar keine statische `libc` mehr



Agenda

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



Aufgabe 4: jbuffer

Ringpuffer-Modul

- Ringpuffer zur Verwaltung von `int`-Werten
- 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 20f.)

Semaphor-Modul

- Zählender P/V-Semaphor zur Synchronisation von POSIX-Threads (siehe Vorlesung C | X-3, Seite 19f.)

