

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

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

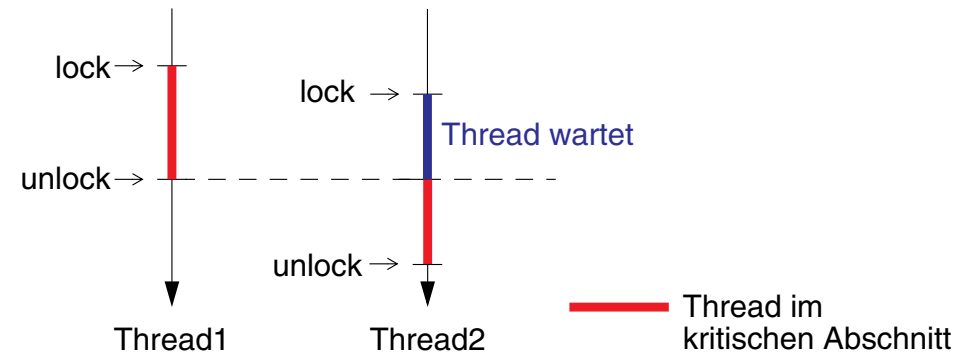
- 4.1 ICPC
- 4.2 Mutexe und Bedingungsvariablen
- 4.3 Nichtblockierende Synchronisation
- 4.4 Module und Symbole
- 4.5 Statische Bibliotheken
- 4.6 Dynamische Bibliotheken
- 4.7 Aufgabe 4: jbuffer

: 2014-05-10



Mutexe

- **Mutual exclusion** (gegenseitiger Ausschluss)
- Koordinierung von kritischen Abschnitten:



: 2014-05-10



- 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 Pthread-Mutexe

■ 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 Pthread-Mutexe

- 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 Pthread-Mutexe

- 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 Pthread-Mutexe

- 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 Pthread-Mutexe

- 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;
}
```

Beispiel: synchronisierte verkettete Liste Pthread-Mutexe

- 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;
}
```

Passives Warten auf ein Ereignis Bedingungsvariablen

- 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;
}

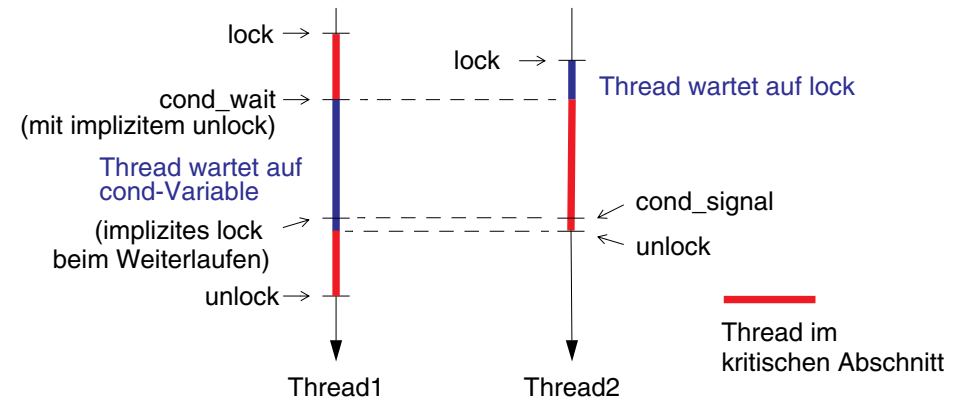
int syncDequeue(void) {
    pthread_mutex_lock(&m);
    while (head == NULL) {
        pthread_mutex_unlock(&m);
        WAIT_FOR_CHANGE();
        pthread_mutex_lock(&m);
    }
    int value = dequeue();
    pthread_mutex_unlock(&m);
    return value;
}
```

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
 - Verklemmungsfahr, 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

Fertiges Beispiel: synchronisierte Liste Bedingungsvariablen

- 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!

: 2014-05-10



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

Compiler und Module

```
#include "bar.h"      #ifndef BAR_H
int main(void) {     #define BAR_H
    bar(42);         void bar(int);
}                  #endif
                    bar.h (Schnittstelle)
main.c
```

- 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

```
#include "bar.h"      #ifndef BAR_H      #include "bar.h"
int main(void) {     #define BAR_H     void bar(int param) {
    bar(42);         void bar(int);     // Do stuff
}                  #endif          }

      U bar      bar.h (Schnittstelle)      00000000 T bar
00000000 T main      Modul main                          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

: 2014-05-10



Statische Bibliotheken

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

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

: 2014-05-10



Statische Bibliotheken

- 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

: 2014-05-10



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



Dynamische Bibliotheken

- Dynamische Bibliothek (*Shared Library*):
 - Kein Dateiarhiv, 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

- 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

: 2014-05-10



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



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.)

