

MAS: Betriebssysteme

Koordination und Synchronisation:
Kritische Abschnitte, Sperren, Semaphore und
Mutexe

T. Pospíšek

Gesamtüberblick

1. Einführung in Computersysteme
2. Entwicklung von Betriebssystemen
3. Architekturansätze
4. Interruptverarbeitung in Betriebssystemen
5. Prozesse und Threads
6. CPU-Scheduling
- 7. Synchronisation und Kommunikation**
8. Speicherverwaltung
9. Geräte- und Dateiverwaltung
10. Betriebssystemvirtualisierung

Zielsetzung

- Der Studierende soll die Probleme der Parallelverarbeitung verstehen und einschätzen können
- Der Studierende soll Konzepte zur Vermeidung von Race Conditions sowohl auf Betriebssystemebene als auch auf Anwendungsebene erläutern können
- Der Studierende soll verstehen, wie Sperren, Semaphore und Mutexe funktionieren und wie man sie implementiert

Überblick

- 1. Einführung**
2. Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss
3. Sperren, Semaphore und Mutex
4. Diverse Synchronisationsprobleme

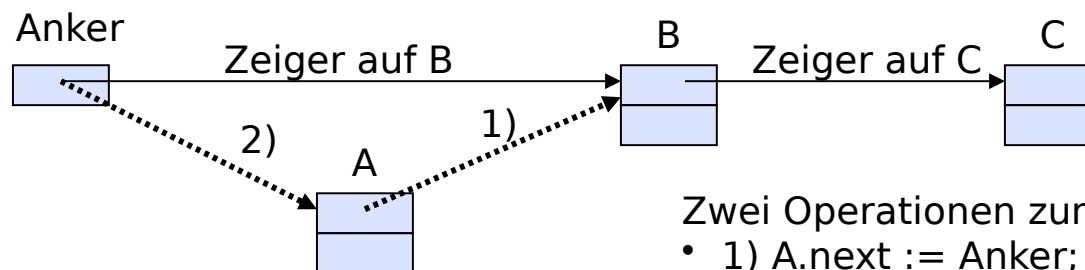
Einführung

- Nebenläufigkeit
 - Parallele oder quasi-parallele Ausführung von Befehlsfolgen in Prozessen und Threads
 - Verdrängung jederzeit durch BS möglich ohne Einfluss des Anwendungsprogrammierers
- Atomare Aktionen
 - Codebereiche, die in einem Stück, also atomar, ausgeführt werden müssen, um Inkonsistenzen zu vermeiden
 - Aber: Eine Unterbrechung durch Verdrängung ist jederzeit möglich

Konflikte, Fallbeispiel 1 (1)

■ Beispiel zur Verdeutlichung des Problems:

- Mehrere Prozesse bearbeiten eine gemeinsame Liste von Objekten (z.B. die Prozesslisten der Run-Queue)
- Ein Prozess hängt ein neues Objekt vorne in die Liste ein
 - Prozesse können zu beliebigen Zeiten unterbrochen werden
 - Versucht ein zweiter Prozess auch, ein Objekt vorne anzuhängen, gibt es möglicherweise Probleme



Zwei Operationen zum Einhängen von A:

- 1) $A.next := Anker$;
- 2) $Anker := Adresse(A)$;

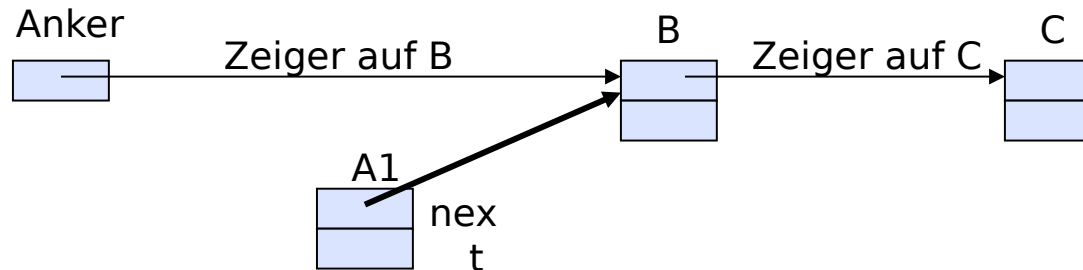
Unterbrechung hier kann
problematisch werden

Konflikte, Fallbeispiel 1 (2)

- Prozess 1 führt 1. Anweisung aus
 - A1.next := Anker
 - jetzt wird die CPU entzogen

Zwei Operationen zum Einhängen:

- **1) A.next := Anker;**
- 2) Anker := Adresse(A);

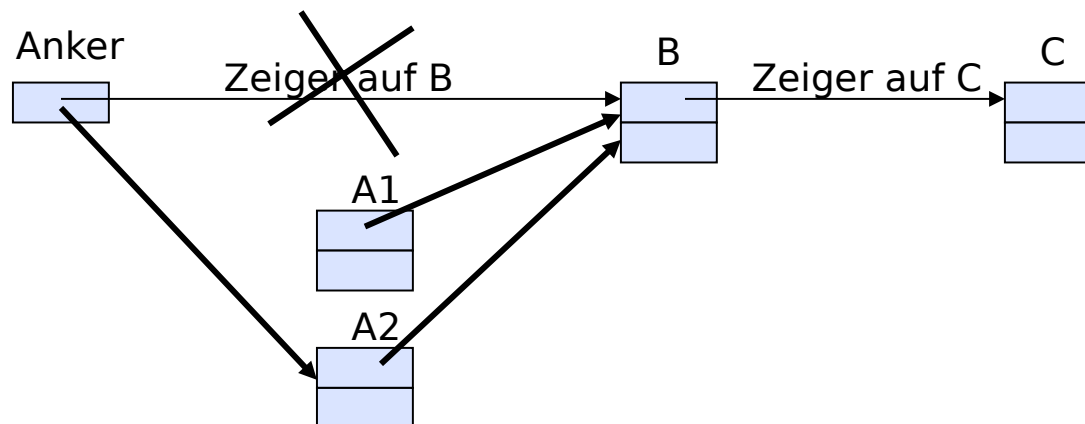


Konflikte, Fallbeispiel 1 (3)

- Prozess 2 führt 1. und 2. Anweisung aus
 - $A2.next := \text{Anker}$
 - $\text{Anker} := \text{Adresse}(A2)$
 - Jetzt wird die CPU entzogen

Zwei Operationen zum Einhängen:

- **1) $A.next := \text{Anker}$;**
- **2) $\text{Anker} := \text{Adresse}(A)$;**

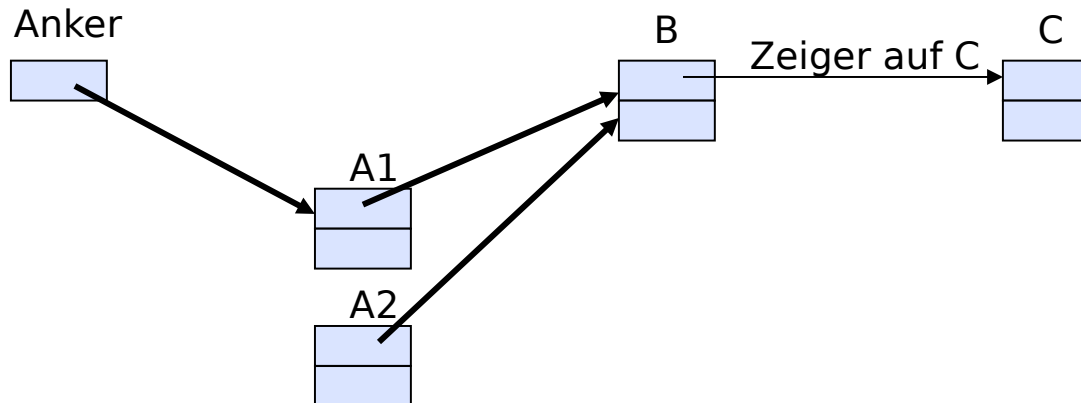


Konflikte, Fallbeispiel 1 (4)

- Prozess 1 führt die 2. Anweisung aus
 - Anker := Adresse (A1)
 - Jetzt wird die CPU entzogen

Zwei Operationen zum Einhängen:

- 1) A.next := Anker;
- 2) Anker := Adresse(A);

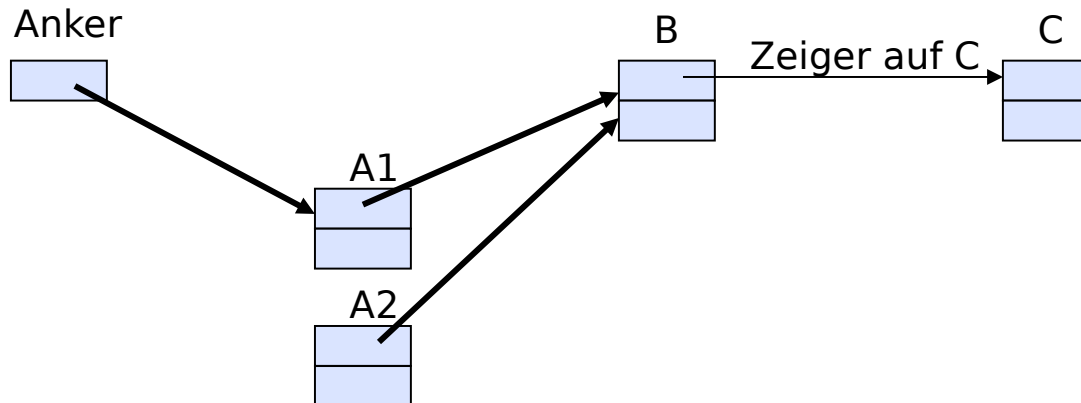


Konflikte, Fallbeispiel 1 (5)

- Prozess 1 führt die 2. Anweisung aus
 - Anker := Adresse (A1)
 - A2 wird zur Leiche

Zwei Operationen zum Einhängen:

- 1) A.next := Anker;
- **2) Anker := Adresse(A);**

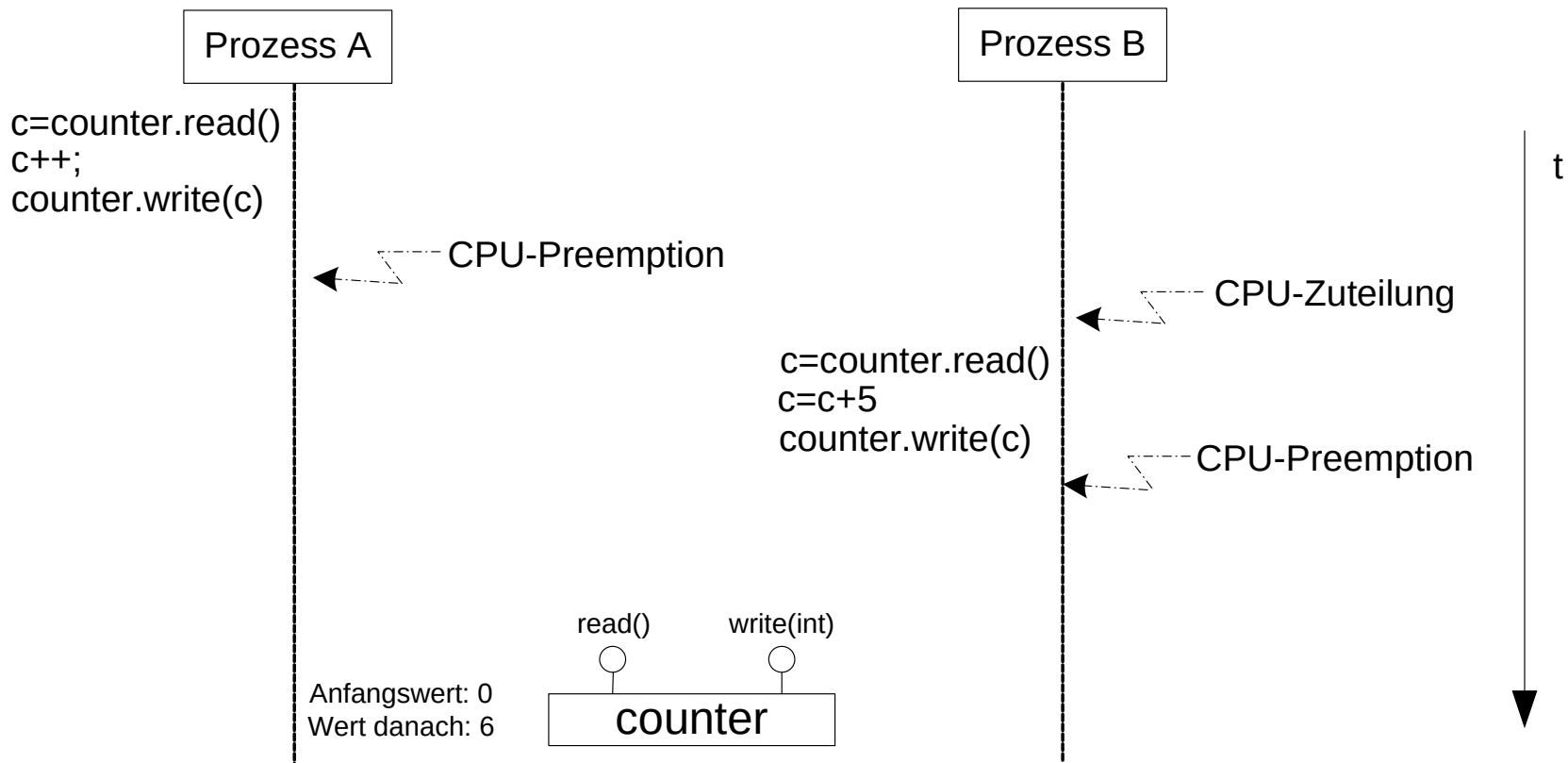


Konflikte, Fallbeispiel 2 (1)

- Ein gemeinsam genutzter Zähler (Counter) wird von zwei Prozessen verändert
- Auch hier kann es zu Inkonsistenzen kommen, die als Lost-Update bezeichnet werden

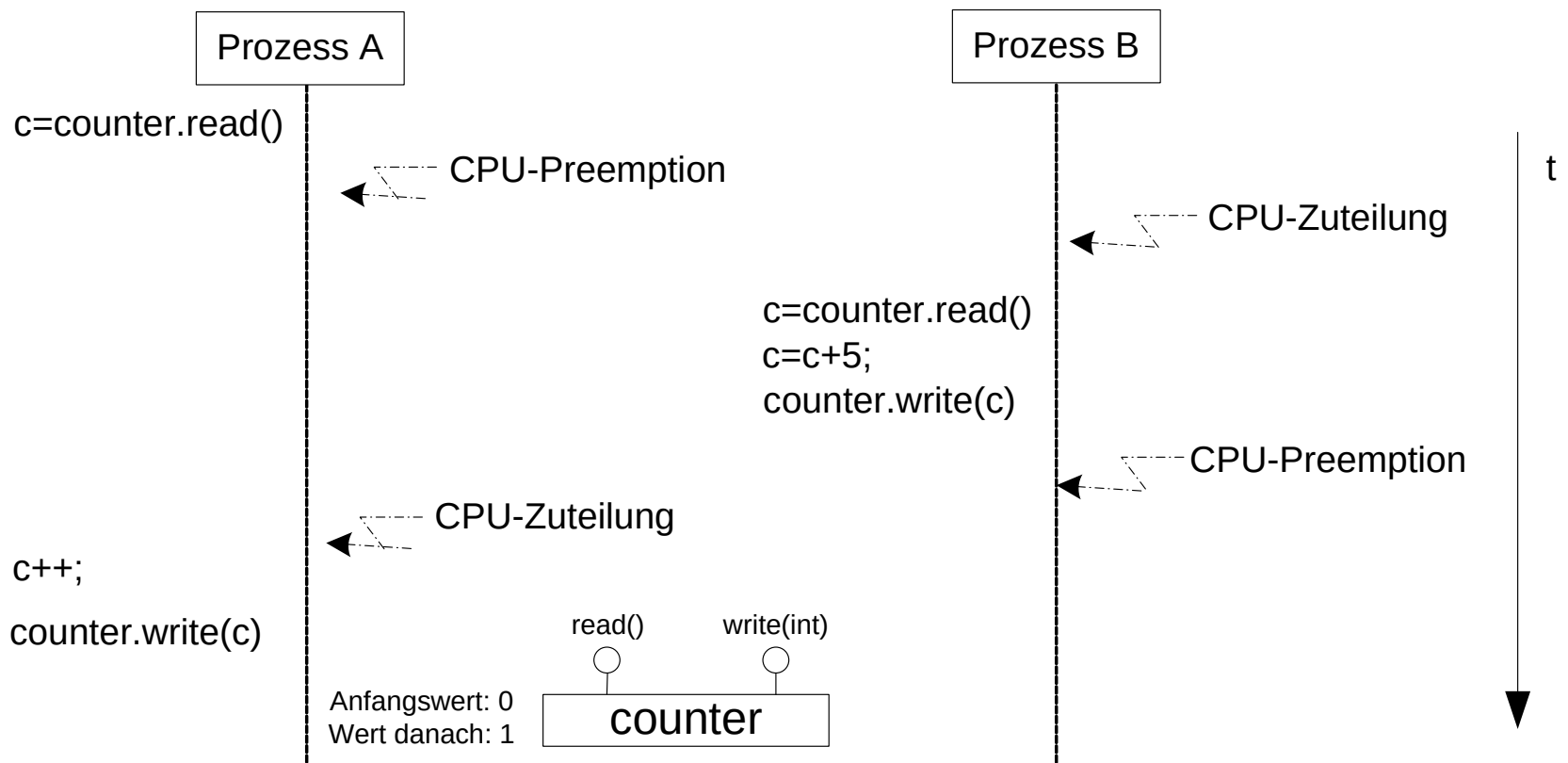
Konflikte, Fallbeispiel 2 (2)

- Counter steht anfangs auf 0
- **Unproblematischer** Ablauf



Konflikte, Fallbeispiel 2 (3)

- Fehlerfall: Was passiert bei diesem Ablauf, wenn counter zunächst auf 0 steht?



Race Conditions

- Diese Situationen bezeichnet man auch als Race Conditions
 - Zwei oder mehrere Prozesse oder Threads nutzen ein gemeinsames Betriebsmittel (Liste, Counter,...)
 - Endergebnisse der Bearbeitung sind von der zeitlichen Reihenfolge abhängig

Überblick

1. Einführung
- 2. Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss**
3. Sperren, Semaphore und Mutex
4. Diverse Synchronisationsprobleme

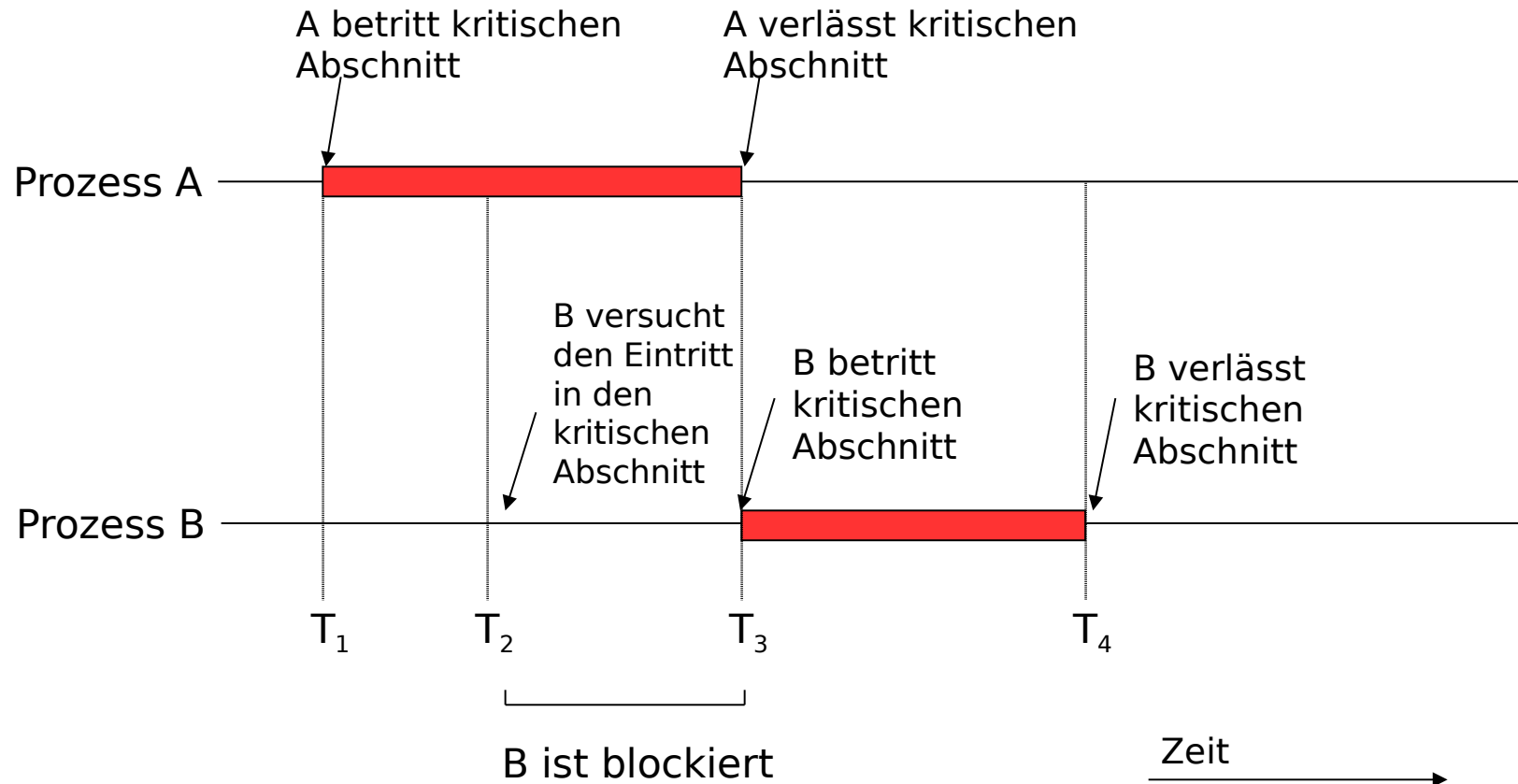
Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss

- Auf gemeinsam von mehreren Prozessen oder Threads bearbeitete Daten darf nicht beliebig zugegriffen werden
 - Prozesse bzw. Threads müssen sich zur Bearbeitung gemeinsamer (shared) Ressourcen miteinander **koordinieren**
 - **Synchronisation** erforderlich

Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss

- Man benötigt ein Konzept, das es ermöglicht, gewisse Arbeiten **logisch nicht unterbrechbar** zu machen
 - Die Codeabschnitte, die nicht unterbrochen werden dürfen, werden auch als **kritische Abschnitte** (critical sections) bezeichnet
 - In einem kritischen Abschnitt darf sich immer nur ein Prozess zu einer Zeit befinden
 - Das Betreten und Verlassen eines kritischen Abschnitts muss abgestimmt (synchronisiert) werden
- Ziel: **Gegenseitigen Ausschluss** (mutual exclusion) garantieren

Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss



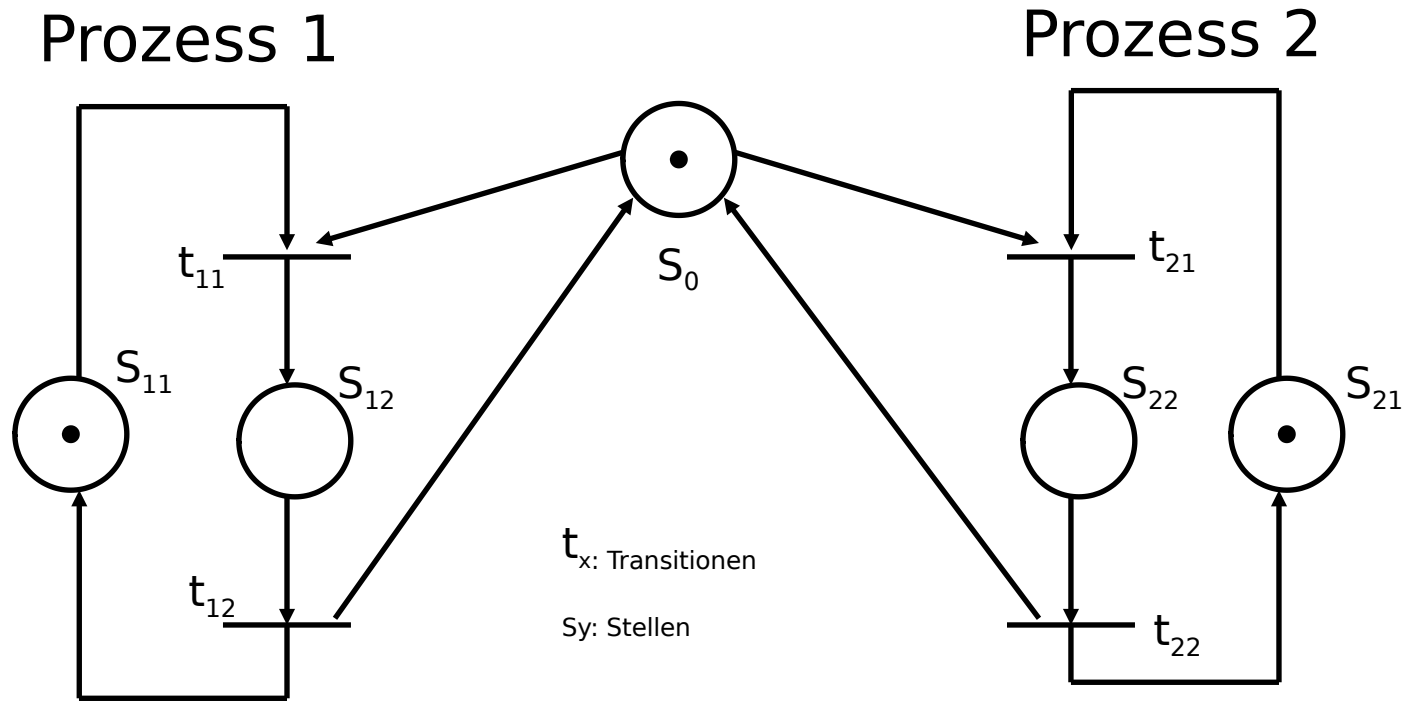
Nach Tanenbaum (2009)

Anforderungen an kritische Abschnitte

- Kriterien von Dijkstra (1965):
 - **Keine zwei Prozesse dürfen gleichzeitig** in einem kritischen Abschnitt sein (mutual exclusion)
 - **Keine Annahmen über die Abarbeitungsgeschwindigkeit** und die Anzahl der Prozesse bzw. Prozessoren
 - Kein Prozess außerhalb eines kritischen Abschnitts darf einen anderen Prozess **blockieren**
 - Jeder Prozess, der am Eingang eines kritischen Abschnitts wartet, muss ihn irgendwann betreten dürfen → **kein ewiges Warten** (fairness condition)

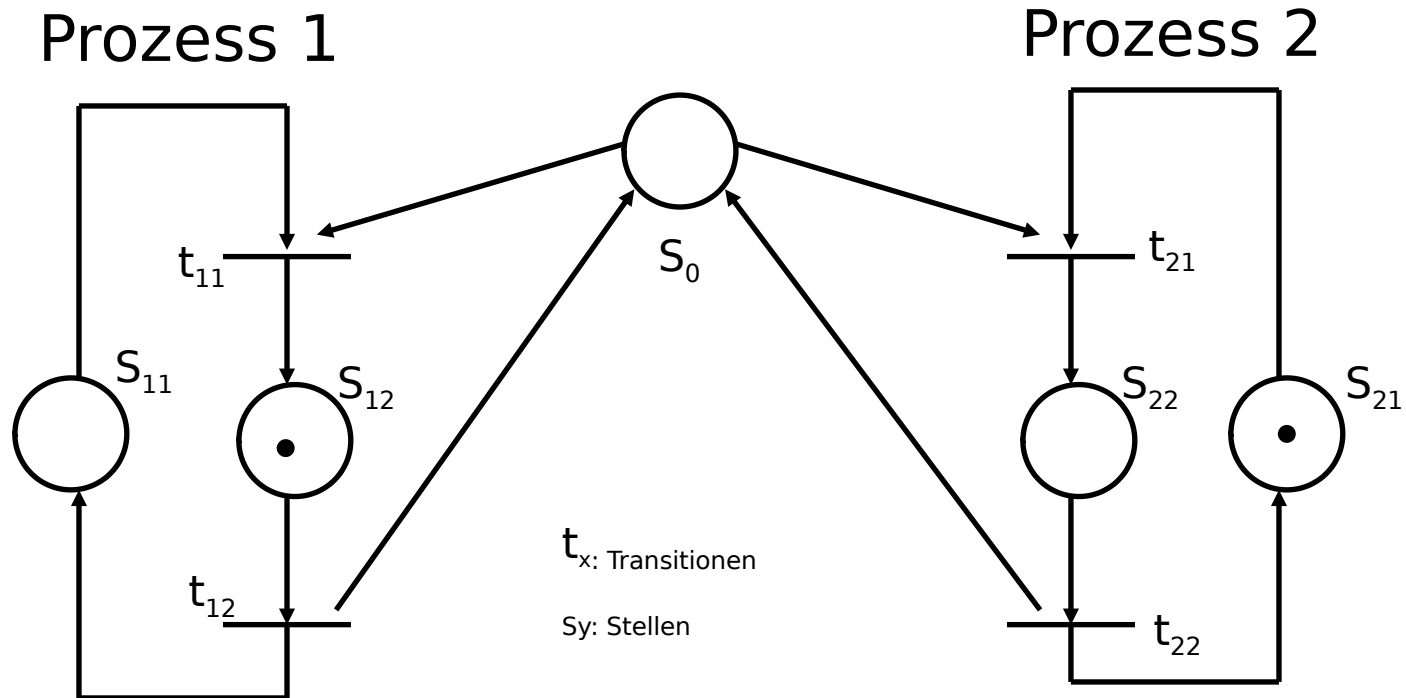


Kritischer Abschnitt als Petrinetz (1)



- S_{12} und S_{22} stellen die kritischen Abschnitte zweier Prozesse dar, S_{11} und S_{21} sind unkritisch
- Über die Stelle S_0 wird der gegenseitige Ausschluss realisiert (S_0 enthält maximal eine Marke)
- (für Erklärung dieses Petrinetzes siehe auch Seiten 5-10 in https://www.uni-oldenburg.de/fileadmin/user_upload/informatik/ag/parsys/ba_candrowicz_forschungsseminar.pdf)

Kritischer Abschnitt als Petrinetz (2)



- t_{11} schaltet hier und Prozess 1 ist im kritischen Abschnitt

Überblick

1. Einführung
2. Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss
- 3. Sperren, Semaphore und Mutex**
4. Diverse Synchronisationsprobleme

Sperren: Implementierungsvarianten (1)

- Eine einfache Lösung zur Realisierung von kritischen Abschnitten ist **busy waiting** (aktives Warten)
 - Ein Prozess testet eine sog. Synchronisationsvariable
 - Test solange, bis Variable einen Wert hat, der den Zutritt erlaubt → man braucht einen speziellen Befehl dazu, oder via Token Passing
- Dieses **Polling** ist oft unwirtschaftlich, da es eine Verschwendung der CPU-Zeit bedeutet
 - Aber: **Spinlocks** in Betriebssystemen sind oft anzutreffen
 - Bei sehr kurzen Wartezeiten bei Multiprozessoren sehr gut!
 - Warum nicht bei Singleprozessoren?
- Manchmal ist es besser, einen Prozess „schlafen“ zu legen und erst wieder zu wecken, wenn er in den kritischen Bereich darf

Sperren, Implementierungsvarianten (2)

■ Hardware-Unterstützung zur Synchronisation:

- Alle **Interrupts ausschalten**; Geht nur bei Monoprozessoren. Warum?

→ Ist aber meist eine schlechte Lösung!

...

Interrupts sperren (Maskieren, z.B. Windows
IRQL hochsetzen)

```
/* Kritischer Abschnitt beginnt */
```

```
...
```

```
/* Kritischer Abschnitt endet */
```

Interrupts freigeben (Demaskieren)

Sperren, Implementierungsvarianten (3)

- Hardware-Unterstützung zur Synchronisation:
 - **Atomare Instruktionsfolge** über nicht unterbrechbare Maschinenbefehle in einem einzigen ununterbrechbaren Speicherzyklus → wichtig bei Multiprozessoren!
 - Praktische Beispiele hierfür:
 - **Test and Set Lock** (TSL = test and set lock) bzw. **TAL**
 - Lesen und Ersetzen einer Speicherzelle in einem Speicherzyklus
 - **Swap**
 - Austausch zweier Variablenwerte in einem Speicherzyklus
 - **Fetch And Add**
 - Lesen und Inkrementieren einer Speicherzelle in einem Speicherzyklus
 - **Exchange-Befehl XCHG dest, src (im Intel-Befehlssatz)**
 - Inhalte von src und dest werden ausgetauscht (Register und Speicherbereiche als Quelle und Ziel möglich)

Sperren, Beispiel: TSL-Befehl

- Einfache Lock-Implementierung mit TSL-Befehl (auch: TAS-Befehl)
- LOCK ist eine Speichervariable, die vom TSL-Befehl in einem Speicherzyklus gesetzt und ausgelesen wird

...

MyLock_lock:

```
TSL R1, LOCK      // Lies LOCK in R1 ein und
                    // setze Wert von LOCK auf 1
CMP R1, #0         // Vergleiche Registerinhalt mit 0
                    // Wenn Vergleich zutrifft, dann ist Lock gesetzt
JNE MyLock_lock    // Ansonsten erneut versuchen
RET               // Kritischer Abschnitt kann betreten werden
```

MyLock_unlock:

```
MOVE LOCK, #0      // LOCK auf 0 setzen (freigeben)
RET               // Kritischer Abschnitt kann von anderem Prozess
                    // betreten werden
```

Nach Tanenbaum (2009)

Semaphore

- Dijkstra (1965) führte das Konzept der Semaphore zur Lösung des Mutual-Exclusion-Problems ein
- Zwei elementare Operationen
 - $P()$
 - Aufruf bei Eintritt in den kritischen Abschnitt, Operation auf Semaphor
 - Aufrufender Prozess wird in den Wartezustand versetzt, wenn sich ein anderer Prozess im kritischen Abschnitt befindet → Warteschlange
 - $V()$
 - Aufruf bei Verlassen des kritischen Abschnitts
 - Evtl. wird einer der wartenden Prozesse aktiviert und darf den kritischen Abschnitt betreten



Edsger Wybe Dijkstra
(11.5.1930 – 06.08.2002)
Niederländischer
Computer-Wissenschaftler

Eisenbahnsignale
Quelle: wikipedia.de

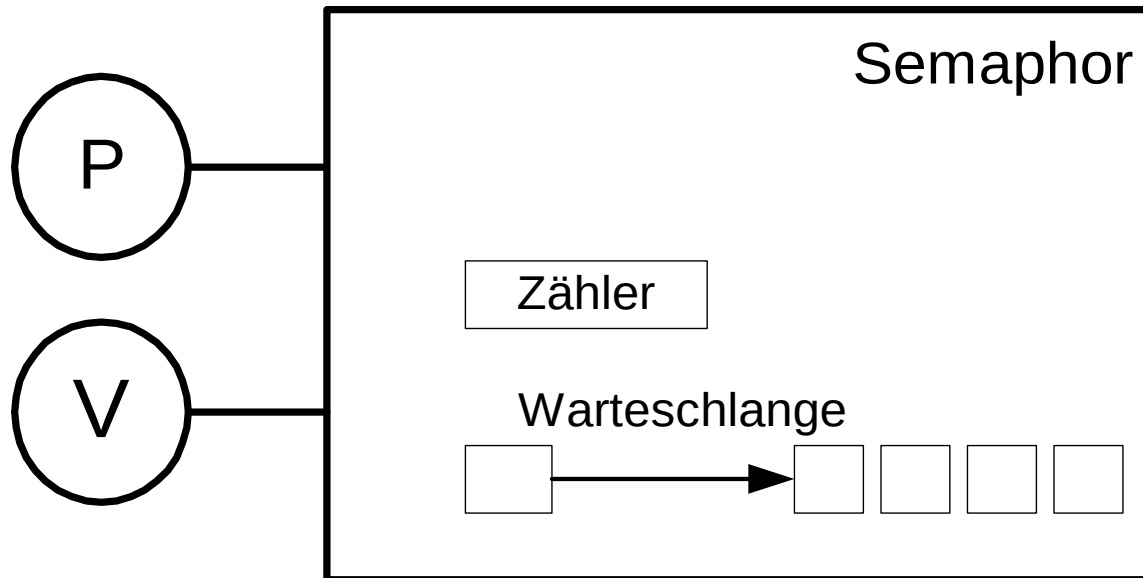


Semaphore

- Semaphor-Zähler
- Warteschlange

Niederländisch:

- **P** kommt evtl. von probeeren = versuchen oder passeeren = passieren
- **V** kommt evtl. von verhogen = erhöhen oder vrijgeven = freisetzen



P: P-Operation auch Down-Operation genannt

V: V-Operation, auch Up-Operation genannt

Semaphore, Beispielnutzung

```
...  
P();           // kritischer Abschnitt besetzt?  
  
c=counter.read(); // kritischer Abschnitt  
c++;  
counter.write(c);  
  
V();           // Verlassen des kritischen Abschnitts,  
               // Aufwecken eines wartenden Prozesses
```

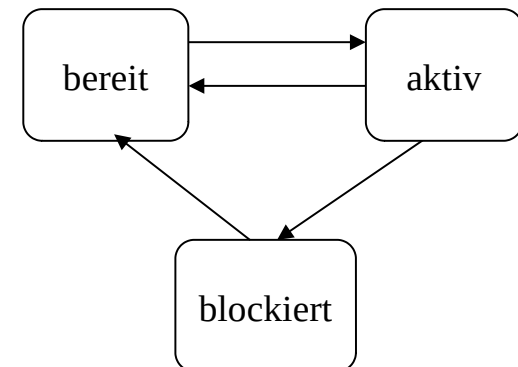
- P() und V() sind selbst wieder ununterbrechbar, also **atomare Aktionen**
- Atomare Aktionen werden **ganz** oder **gar nicht** ausgeführt

Semaphore, Algorithmus

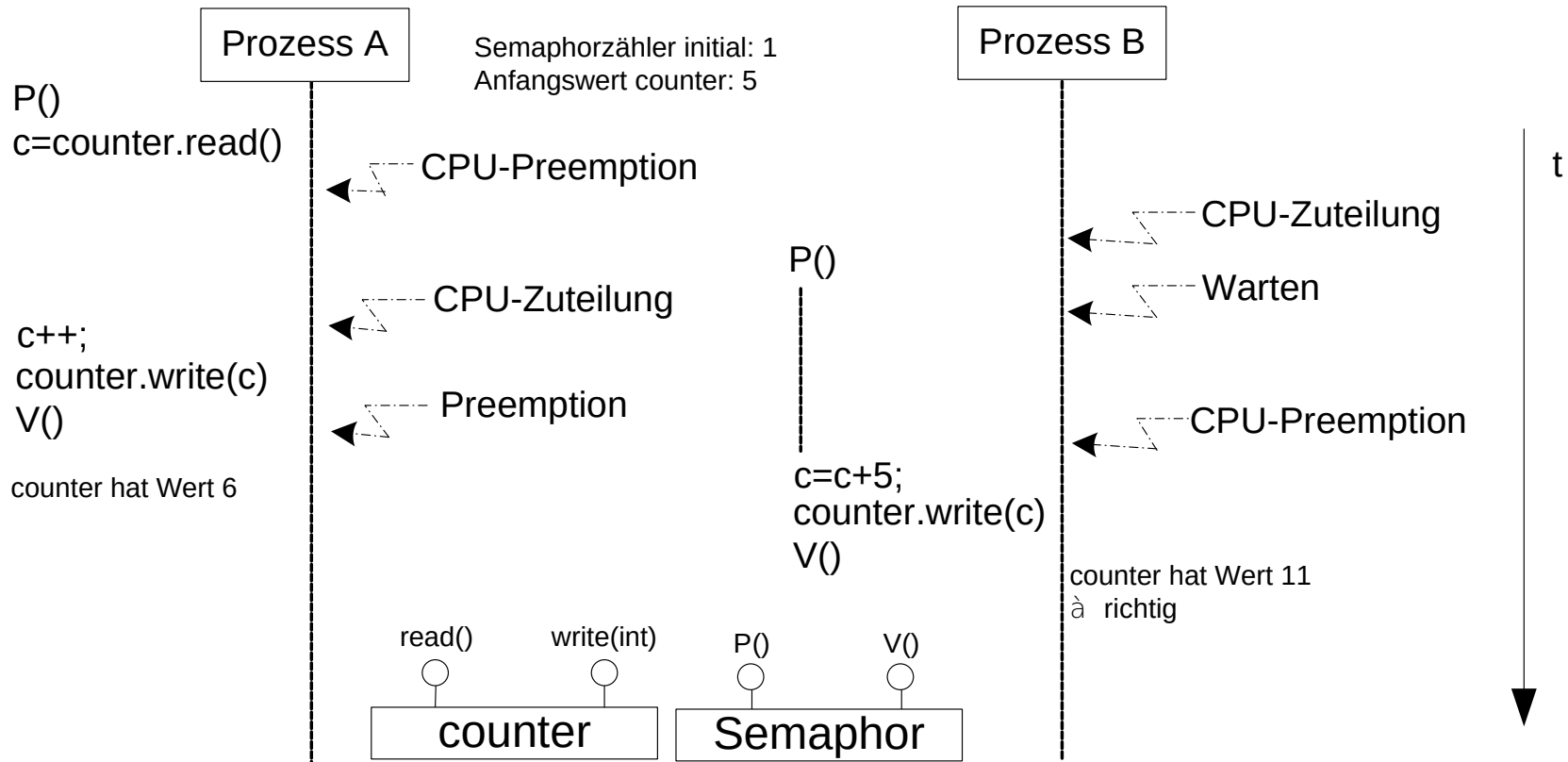
- s ist der Semaphor-Zähler, Init: $s \geq 1$

```
void P() {  
    if (s >= 1) {  
        s = s - 1; // der die P-Operation ausführende Prozess  
                  // setzt seinen Ablauf fort  
    } else {  
        // der die P-Operation ausführende Prozess wird in seinem  
        // Ablauf zunächst gestoppt, in den Wartezustand versetzt  
        // und in einer dem Semaphor S zugeordneten Warteliste  
        // eingetragen  
    }  
}
```

```
void V() {  
    s = s + 1;  
    if (Warteliste ist nicht leer) {  
        // aus der Warteliste wird ein Prozess  
        // ausgewählt und aufgeweckt  
    }  
}  
// der die V-Operation ausführende Prozess setzt seinen Ablauf  
// fort
```



Semaphore: Vermeidung des Lost-Update-Problems



Semaphore, einfache Form: Mutex

- Wenn man auf den Zähler im Semaphore verzichten kann, kann eine einfachere Form angewendet werden
- Diese wird als **Mutex** bezeichnet
- Ein Mutex ist leicht und effizient zu implementieren
- Ein Mutex ist eine Variable, die nur zwei Zustände haben kann:
 - locked und unlocked
- Man braucht also nur 1 Bit zur Implementierung
- Zwei Operationen:
 - mutex_lock
 - mutex_unlock

Überblick

1. Einführung
2. Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss
3. Semaphore und Mutex
- 4. Diverse Synchronisationsprobleme**

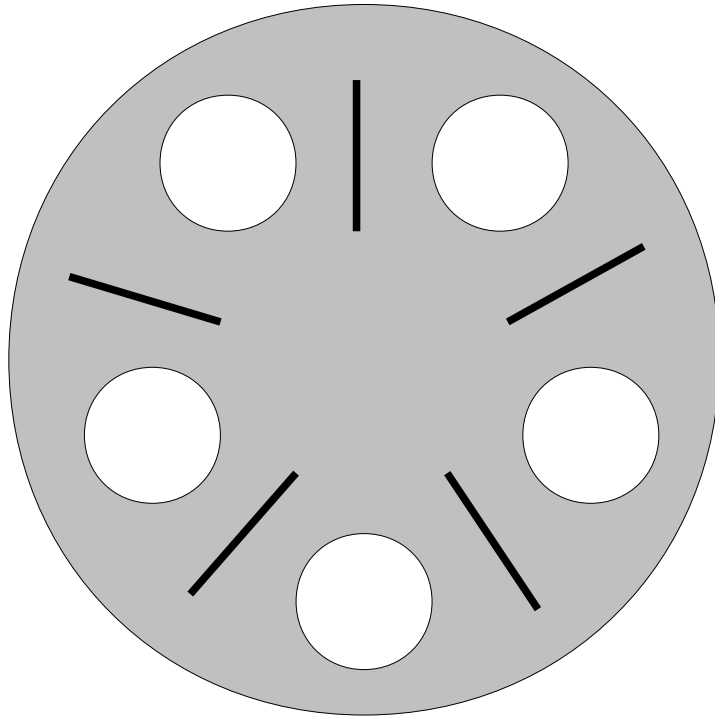
Philosophenproblem

- Dijkstra und Hoare (1965), Dining Philosophers Problem:
 - 5 Philosophen sitzen um einen Tisch herum
 - Jeder hat eine Schale mit Nudeln vor sich
 - Zwischen den Tellern liegt je ein Chopstick (5 Chopsticks)
 - Zum Essen braucht ein Philosoph 2 Chopsticks
 - Ein Philosoph isst und denkt abwechselnd
 - Wenn er hungrig wird, versucht er in beliebiger Reihenfolge die beiden Chopsticks links und rechts von seinem Teller zu nehmen
 - Hat er sie bekommen, isst er und legt sie dann wieder auf ihren Platz zurück



Sir Charles Antony Richard
Hoare (11.01.1934)
Britischer
Computerwissenschaftler

Prozessverwaltung: Philosophenproblem



Lösungsalgorithmus:

```
...
static int n = 5;

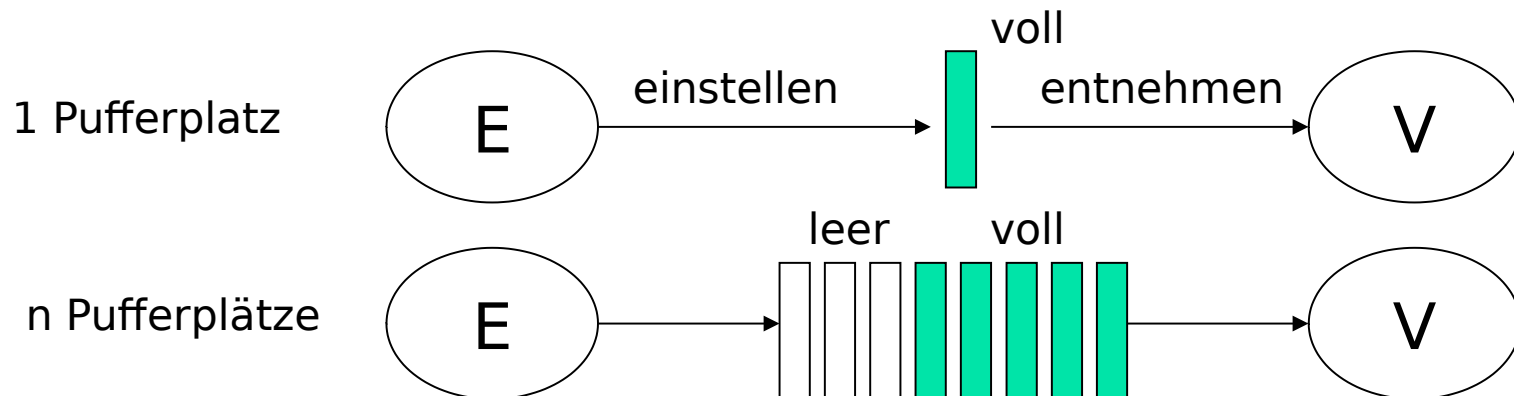
void philosopher(int i) {
    while (true) {
        think();
        take_stick(i);
        take_stick((i+1) % n);
        eat();
        put_stick(i);
        put_stick((i+1) % n);
    }
}
```

Warum funktioniert der angegebene Algorithmus nicht?

Finden Sie eine Lösung, bei der zwei Philosophen gleichzeitig essen können und keiner verhungern muss!

Erzeuger-Verbraucher-Problem

- Ein oder mehrere Erzeugerprozesse (producer) produzieren
- Ein oder mehrere Verbraucherprozesse (consumer) konsumieren
- Endlich große Pufferbereiche zwischen den Prozessen
 - Erzeuger füllt auf
 - Verbraucher nimmt heraus
- **Flusskontrolle** erforderlich
 - Erzeuger legt sich schlafen, wenn Puffer voll ist und wird vom Verbraucher aufgeweckt, wenn wieder Platz ist
 - Verbraucher legt sich schlafen, wenn Puffer leer ist und wird vom Erzeuger wieder aufgeweckt, wenn wieder was drinnen ist



Erzeuger-Verbraucher-Problem

- Lösung mit drei Semaphoren:
 - **mutex** für den gegenseitigen Ausschluss beim Pufferzugriff
 - **frei** und **belegt** zur Synchronisation

Erzeuger

```
while (true) {  
    produce(item);  
    P(frei);  
    P(mutex);  
    putInBuffer(item);  
    V(mutex);  
    V(belegt);  
}
```

Verbraucher

```
while (true) {  
    P(belegt);  
    P(mutex);  
    getFromBuffer(item);  
    V(mutex);  
    V(frei);  
    consume(item);  
}
```

Initialisierung:

belegt = 0;	// Verbraucher muss erst mal warten, zählt die belegten Puffer
frei = N (Puffergröße);	// Am Anfang ist Puffer leer, zählt die leeren Puffer
Mutex = 1;	// Mutual Exclusion Zugang nur für Pufferbearbeitung

→ am Anfang darf nur Erzeuger was tun

Nach Tanenbaum (2009)

Überblick und Zusammenfassung

- ✓ Einführung
- ✓ Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss
- ✓ Sperren, Semaphore und Mutex
- ✓ Diverse Synchronisationsprobleme