

Betriebssysteme 1

SS 2018

Prof. Dr.-Ing. Hans-Georg Eßer
Fachhochschule Südwestfalen

Foliensatz E:

v1.1, 2018/06/14

- Synchronisation
- Deadlocks

Einführung (1)

- Es gibt Prozesse (oder Threads oder Kernel-Funktionen) mit gemeinsamem Zugriff auf bestimmte Daten, z. B.
 - Threads des gleichen Prozesses: gemeinsamer Speicher
 - Prozesse mit gemeinsamer Memory-Mapped-Datei
 - Prozesse / Threads öffnen die gleiche Datei zum Lesen / Schreiben
 - SMP-System: Scheduler (je einer pro CPU) greifen auf gleiche Prozesslisten / Warteschlangen zu

Einführung (2)

- Synchronisation: Probleme mit „gleichzeitigem“ Zugriff auf Datenstrukturen
- Beispiel: Zwei Threads erhöhen einen Zähler

```
erhoehe_zaeher( )  
{  
  w=read(Adresse);  
  w=w+1;  
  write(Adresse,w);  
}
```

Ausgangssituation: w=10

T1:

```
w=read(Adresse); // 10  
w=w+1;           // 11
```

T2:

```
w=read(Adresse); // 10  
w=w+1;           // 11  
write(Adresse,w); // 11
```

```
write(Adresse,w); // 11 !!
```

Ergebnis nach P1, P2: w=11 – nicht 12!

Einführung (3)

- Gewünscht wäre eine der folgenden Reihenfolgen:

Ausgangssituation: w=10

P1:	P2:
w=read(Adr); // 10	
w=w+1; // 11	
write(Adr,w); // 11	

	w=read(Adr); // 11
	w=w+1; // 12
	write(Adr,w); // 12

Ergebnis nach P1, P2: w=12

Ausgangssituation: w=10

P1:	P2:
	w=read(Adr); // 10
	w=w+1; // 11
	write(Adr,w); // 11

w=read(Adr); // 11	
w=w+1; // 12	
write(Adr,w); // 12	

Ergebnis nach P1, P2: w=12

Einführung (4)

- Ursache: `erhoehe_zaehler()` arbeitet nicht **atomar**:
 - Scheduler kann die Funktion unterbrechen
 - Funktion kann auf mehreren CPUs gleichzeitig laufen
- Lösung: Finde alle Code-Teile, die auf gemeinsame Daten zugreifen, und stelle sicher, dass immer nur ein Prozess auf diese Daten zugreift (gegenseitiger Ausschluss, mutual exclusion)

Einführung (5)

- Analoges Problem bei Datenbanken:

```
exec sql CONNECT ...
exec sql SELECT kontostand INTO $var FROM KONTO
        WHERE kontonummer = $knr
$var = $var - abhebung
exec sql UPDATE Konto SET kontostand = $var
        WHERE kontonummer = $knr
exec sql DISCONNECT
```

Bei parallelem Zugriff auf gleichen Datensatz kann es zu Fehlern kommen

- Definition der (Datenbank-) **Transaktion**, die u. a. **atomar und isoliert** erfolgen muss

Einführung (6)

Race Condition:

- Mehrere parallele Threads / Prozesse nutzen eine gemeinsame Ressource
- Ergebnis hängt von Reihenfolge der Ausführung ab
- Race: die Threads liefern sich „ein Rennen“ um den ersten / schnellsten Zugriff

Warum Race Conditions vermeiden?

- Ergebnisse von parallelen Berechnungen sind nicht eindeutig (d. h. potenziell falsch)
- Bei Programmtests könnte (durch Zufall) immer eine „korrekte“ Ausführreihenfolge auftreten; später beim Praxiseinsatz dann aber gelegentlich eine „falsche“.
- Race Conditions sind auch Sicherheitslücken

Einführung (8)

Race Condition als Sicherheitslücke

- Wird von Angreifern genutzt
- Einfaches Beispiel: Primitive Shell

```
for (;;) {  
    read (command);  
    f = creat ("/tmp/script");           // Datei erzeugen  
    write (f, command);                 // Befehl rein schreiben  
    close (f);                          // speichern/schließen  
    system ("/tmp/script");             // Skript ausführen  
}
```

Annahme: Dateisystem ohne Zugriffsrechte (z. B. VFAT)

Angreifer ändert Dateiinhalt vor dem chmod; Programm läuft mit Rechten des Opfers

Einführung (9)

- Idee: Zugriff via Lock auf einen Prozess (Thread, ...) beschränken:

```
erhoehe_zaebler( ) {  
    flag = read (Lock);  
    if (flag == LOCK_UNSET) {  
        set (Lock);  
        // Anfang des „kritischen Bereichs“  
        w = read (Adresse);  
        w = w+1;  
        write (Adresse,w);  
        // Ende des „kritischen Bereichs“  
        release (Lock);  
    };  
}
```

- Problem: Lock-Variable nicht geschützt

Einführung (10)

- Nicht alle Zugriffe sind problematisch:
 - Gleichzeitiges Lesen von Daten stört nicht
 - Prozesse, die „disjunkt“ sind (d. h.: die keine gemeinsamen Daten haben) können ohne Schutz zugreifen
- Sobald mehrere Prozesse/Threads/... gemeinsam auf ein Objekt zugreifen – und **mindestens einer davon schreibend** –, ist das Verhalten des Gesamtsystems **unvorhersehbar und nicht reproduzierbar.**

Inhaltsübersicht: Synchronisation

- Einführung, Race Conditions
- Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss
- Synchronisationsmethoden, Standard-„Primitive“:
 - Mutexe
 - Semaphore
 - Monitore (nicht in dieser Vorlesung)

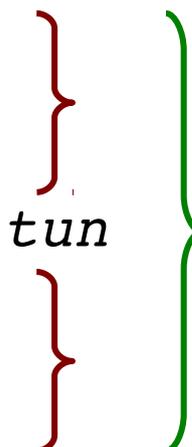
Kritische Bereiche (1)

- Programmteil, der auf gemeinsame Daten zugreift
 - Müssen nicht verschiedene Programme sein: auch mehrere Instanzen des gleichen Programms!
- Block zwischen erstem und letztem Zugriff
- Nicht den Code schützen, sondern die Daten
- Formulierung: kritischen Bereich „betreten“ und „verlassen“ (enter / leave critical section)

Kritische Bereiche (2)

- Bestimmen des kritischen Bereichs nicht ganz eindeutig:

```
void test () {  
    z = global[i];  
    z = z + 1;  
    global[i] = z;  
    // was anderes tun  
    z = global[j];  
    z = z - 1;  
    global[j] = z;  
}
```

The diagram consists of two red curly braces on the right side of the code. The first red brace groups the lines: `z = global[i];`, `z = z + 1;`, and `global[i] = z;`. The second red brace groups the lines: `z = global[j];`, `z = z - 1;`, and `global[j] = z;`. A larger green curly brace on the right side groups all the code between the opening and closing braces of the `test` function, indicating that the entire function body is a critical section.

- zwei kritische Bereiche oder nur einer?

Kritische Bereiche (3)

- Anforderung an parallele Threads:
 - Es darf maximal ein Thread gleichzeitig im kritischen Bereich sein
 - Kein Thread, der außerhalb kritischer Bereiche ist, darf einen anderen blockieren
 - Kein Thread soll ewig auf das Betreten eines kritischen Bereichs warten
 - Deadlocks sollen vermieden werden (z. B.: zwei Prozesse sind in verschiedenen kritischen Bereichen und blockieren sich gegenseitig)

Gegenseitiger Ausschluss

- Tritt nie mehr als ein Thread gleichzeitig in den kritischen Bereich ein, heißt das „**gegenseitiger Ausschluss**“ (englisch: **mutual exclusion**, kurz: **mutex**)
- Es ist Aufgabe der Programmierer, diese Bedingung zu garantieren
- Das Betriebssystem bietet Hilfsmittel, mit denen gegenseitiger Ausschluss durchgesetzt werden kann, schützt aber nicht vor Programmierfehlern

Test-and-Set-Lock (TSL) (1)

- Maschineninstruktion (z. B. mit dem Namen TSL = Test and Set Lock), die **atomar** eine Lock-Variable liest und setzt, also ohne dazwischen unterbrochen werden zu können.

enter:

```
    tsl register, flag    ; Variablenwert in Register kopieren und  
                          ; dann Variable auf 1 setzen  
    cmp register, 0      ; War die Variable 0?  
    jnz enter           ; Nicht 0: Lock war gesetzt, also Schleife  
    ret
```

leave:

```
    mov   flag, 0        ; 0 in flag speichern: Lock freigeben  
    ret
```

Test-and-Set-Lock (TSL) (2)

- TSL muss zwei Dinge leisten:
 - Interrupts ausschalten, damit der Test-und-Setzen-Vorgang nicht durch einen anderen Prozess unterbrochen wird
 - Im Falle mehrerer CPUs den Speicherbus sperren, damit kein Prozess auf einer anderen CPU (deren Interrupts nicht gesperrt sind!) auf die gleiche Variable zugreifen kann

Aktives / passives Warten (1)

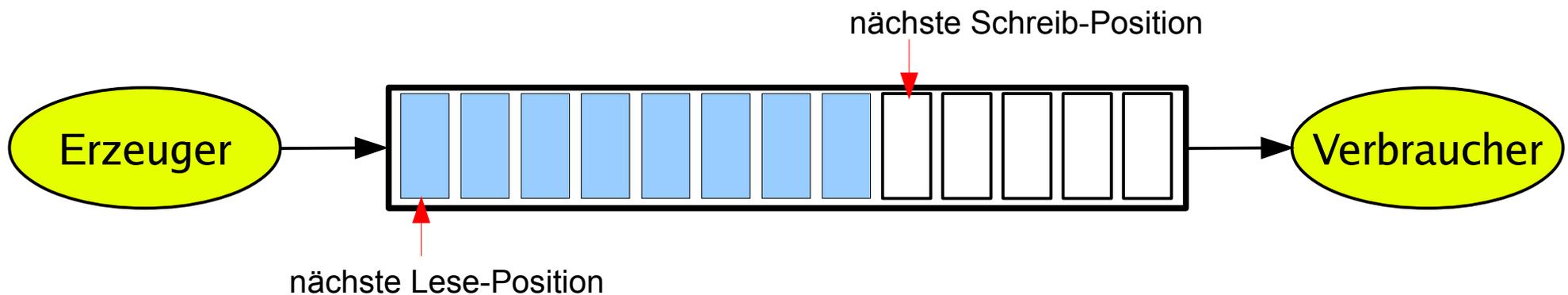
- **Aktives Warten (busy waiting):**
 - Ausführen einer Schleife, bis eine Variable einen bestimmten Wert annimmt.
 - Der Thread ist bereit und belegt die CPU.
 - Die Variable muss von einem anderen Thread gesetzt werden.
 - (Großes) Problem, wenn der andere Thread endet.
 - (Großes) Problem, wenn der andere Thread – z. B. wegen niedriger Priorität – nicht dazu kommt, die Variable zu setzen.

Aktives / passives Warten (2)

- **Passives Warten (sleep and wake):**
 - Ein Thread wird schlafen gelegt und wartet auf ein Ereignis, das ihn wieder in den Zustand „bereit“ versetzt.
 - Schlafender Thread verschwendet keine CPU-Zeit.
 - Ein anderer Thread muss das Eintreten des Ereignisses bewirken.
 - (Kleines) Problem, wenn der andere Thread endet.
 - Bei Eintreten des Ereignisses muss der schlafende Thread geweckt werden, z. B.
 - explizit durch einen anderen Thread,
 - durch Mechanismen des Betriebssystems.

Erzeuger-Verbraucher-Problem (1)

- Beim **Erzeuger-Verbraucher-Problem** (producer consumer problem, bounded buffer problem) gibt es zwei kooperierende Threads:
 - Der Erzeuger speichert Informationen in einem **beschränkten Puffer**.
 - Der Verbraucher liest Informationen aus diesem Puffer.



Erzeuger-Verbraucher-Problem (2)

- **Synchronisation**

- **Puffer nicht überfüllen:**

Wenn der Puffer voll ist, muss der Erzeuger warten, bis der Verbraucher eine Information aus dem Puffer abgeholt hat, und erst dann weiter arbeiten

- **Nicht aus leerem Puffer lesen:**

Wenn der Puffer leer ist, muss der Verbraucher warten, bis der Erzeuger eine Information im Puffer abgelegt hat, und erst dann weiter arbeiten

Erzeuger-Verbraucher-Problem (3)

- Realisierung mit passivem Warten:
 - Eine gemeinsam benutzte Variable `count` zählt die belegten Positionen im Puffer.
 - Wenn der Erzeuger eine Information einstellt und der Puffer leer war (`count == 0`), weckt er den Verbraucher;
bei vollem Puffer blockiert er.
 - Wenn der Verbraucher eine Information abholt und der Puffer voll war (`count == max`), weckt er den Erzeuger;
bei leerem Puffer blockiert er.

Erzeuger-Verbraucher-Problem mit sleep / wake

```
#define N 100 // Anzahl der Plätze im Puffer
int count = 0; // Anzahl der belegten Plätze im Puffer

producer () { // Endlosschleife
    while (TRUE) { // Erzeuge etwas für den Puffer
        produce_item (item); // Wenn Puffer voll: schlafen legen
        if (count == N) sleep(); // In den Puffer einstellen
        enter_item (item); // Zahl der belegten Plätze inkrementieren
        count = count + 1; // war der Puffer vorher leer?
        if (count == 1) wake(consumer);
    }
}

consumer () { // Endlosschleife
    while (TRUE) { // Wenn Puffer leer: schlafen legen
        if (count == 0) sleep(); // Etwas aus dem Puffer entnehmen
        remove_item (item); // Zahl der belegten Plätze dekrementieren
        count = count - 1; // war der Puffer vorher voll?
        if (count == N-1) wake(producer); // Verarbeiten
        consume_item (item);
    }
}
```

Deadlock-Problem bei sleep / wake (1)

- Das Programm enthält eine race condition, die zu einem Deadlock führen kann, z. B. wie folgt:
 - Verbraucher liest Variable count, die den Wert 0 hat.
 - Kontextwechsel zum Erzeuger.
 - Erzeuger stellt etwas in den Puffer ein, erhöht count und weckt den Verbraucher, da count vorher 0 war.
 - Verbraucher legt sich schlafen, da er für count noch den Wert 0 gespeichert hat (der zwischenzeitlich erhöht wurde).
 - Erzeuger schreibt den Puffer voll und legt sich dann auch schlafen.

Deadlock-Problem bei sleep / wake (2)

- **Problemursache:**
Wakeup-Signal für einen – noch nicht – schlafenden Prozess wird ignoriert
- Falsche Reihenfolge
- Weckruf „irgendwie“ für spätere Verwendung aufbewahren...

VERBRAUCHER	ERZEUGER
n=read(count);	..
..	produce_item();
..	n=read(count);
..	/* n=0 */
..	n=n+1;
..	write(n,count);
..	wake (VERBRAUCHER);
/* n=0 */	..
sleep ();	..



Deadlock-Problem bei sleep / wake (3)

- Lösungsmöglichkeit: Systemaufrufe *sleep* und *wake* verwenden ein **wakeup pending bit**:
 - Bei *wake()* für einen nicht schlafenden Thread dessen wakeup pending bit setzen.
 - Bei *sleep()* das wakeup pending bit des Threads überprüfen – wenn es gesetzt ist, den Thread nicht schlafen legen.

Aber: Lösung lässt sich nicht verallgemeinern (mehrere zu synchronisierende Prozesse benötigen evtl. zusätzliche solche Bits)

Semaphore (1)

Ein **Semaphor** ist eine Integer- (Zähler-) Variable, die man wie folgt verwendet:

- Semaphor hat festgelegten Anfangswert N („Anzahl der verfügbaren Ressourcen“).
- Beim Anfordern eines Semaphors (P- oder **Wait**-Operation): P = (niederl.) probeer
 - Semaphor-Wert um 1 erniedrigen, falls er >0 ist,
 - Thread schlafen legen und in eine Warteschlange einreihen, wenn der Semaphor-Wert 0 ist.

Semaphore (2)

- Bei Freigabe eines Semaphors (V- oder **Signal-Operation**): V = (niederl.) vrijgeven
 - einen Thread aus der Warteschlange wecken, falls diese nicht leer ist,
 - Semaphor-Wert um 1 erhöhen (wenn es keinen auf den Semaphor wartenden Thread gibt)
- Code sieht dann immer so aus:

```
wait (&sem);  
/* Code, der die Ressource nutzt */  
signal (&sem);
```
- in vielen Büchern: **P**(&sem), **V**(&sem)

Semaphore (3)

- Variante: Negative Semaphor-Werte
 - Semaphor zählt Anzahl der wartenden Threads
 - Anfordern (WAIT):
 - Semaphor-Wert um 1 erniedrigen
 - Thread blockieren und in eine Warteschlange einreihen, wenn der Semaphor-Wert ≤ 0 ist.
 - Freigabe (SIGNAL):
 - Thread aus der Warteschlange wecken (falls nicht leer)
 - Semaphor-Wert um 1 erhöhen

Semaphore (4)

- Pseudo-Code für Semaphor-Operationen

```
wait (sem) {
    if (sem>0)
        sem--;
    else
        self.state=SLEEPING;
}
```

```
signal (sem) {
    if (P in QUEUE(sem)) {
        wakeup (P);
        remove (P, QUEUE);
    }
    else
        sem++;
}
```

Mutexe (1)

- **Mutex:** boolesche Variable (true/false), die den Zugriff auf gemeinsam genutzte Daten synchronisiert
 - true: Zugang erlaubt
 - false: Zugang verboten
- **blockierend:** Ein Thread, der sich Zugang verschaffen will, während ein anderer Thread Zugang hat, wird schlafen gelegt → Warteschlange
- Bei Freigabe:
 - Warteschlange enthält Threads → einen wecken
 - Warteschlange leer: Mutex auf true setzen

Mutexe (2)

- **Mutex (mutual exclusion) = binärer Semaphor**, also ein Semaphor, der nur die Werte 0 / 1 annehmen kann. Pseudo-Code:

```
wait (mutex) {
    if (mutex==1)
        mutex=0;
    else
        self.state=SLEEPING;
}

signal (mutex) {
    if (P in QUEUE(mutex)) {
        wakeup (P);
        remove (P, QUEUE);
    }
    else
        mutex=1;
}
```

- Neue Interpretation: wait → lock
signal → unlock
- Mutexe für exklusiven Zugriff (kritische Bereiche)

Blockieren?

Betriebssysteme können Mutexe und Semaphore **blockierend** oder **nicht-blockierend** implementieren

- blockierend:
wenn der Versuch, den Zähler zu erniedrigen, scheitert
→ warten
- nicht-blockierend:
wenn der Versuch scheitert
→ vielleicht etwas anderes tun

Atomare Operationen

- Bei Mutexen / Semaphoren müssen die beiden Operationen `wait()` und `signal()` **atomar** implementiert sein:

Während der Ausführung von `wait()` / `signal()` darf kein anderer Prozess an die Reihe kommen

Warteschlangen

- Mutexe / Semaphore verwalten Warteschlangen (der Prozesse, die schlafen gelegt wurden)
- Beim Aufruf von `signal()` muss evtl. ein Prozess geweckt werden
- Auswahl des zu weckenden Prozesses ist ein ähnliches Problem wie die Prozess-Auswahl im Scheduler
 - FIFO: **starker** Semaphor / Mutex
 - zufällig: **schwacher** Semaphor / Mutex

Erzeuger-Verbraucher-Problem mit Semaphoren und Mutexen

```
typedef int semaphore;
semaphore mutex = 1;           // Kontrolliert Zugriff auf Puffer
semaphore empty = N;          // Zählt freie Plätze im Puffer
semaphore full = 0;           // Zählt belegte Plätze im Puffer

producer() {
    while (TRUE) {            // Endlosschleife
        produce_item(item);   // Erzeuge etwas für den Puffer
        wait (empty);         // Leere Plätze dekrementieren bzw. blockieren
        wait (mutex);         // Eintritt in den kritischen Bereich
        enter_item (item);    // In den Puffer einstellen
        signal (mutex);       // Kritischen Bereich verlassen
        signal (full);        // Belegte Plätze erhöhen, evtl. consumer wecken
    }
}

consumer() {
    while (TRUE) {           // Endlosschleife
        wait (full);          // Belegte Plätze dekrementieren bzw. blockieren
        wait (mutex);         // Eintritt in den kritischen Bereich
        remove_item(item);    // Aus dem Puffer entnehmen
        signal (mutex);       // Kritischen Bereich verlassen
        signal (empty);       // Freie Plätze erhöhen, evtl. producer wecken
        consume_entry (item); // Verbrauchen
    }
}
```

Deadlocks – Gliederung

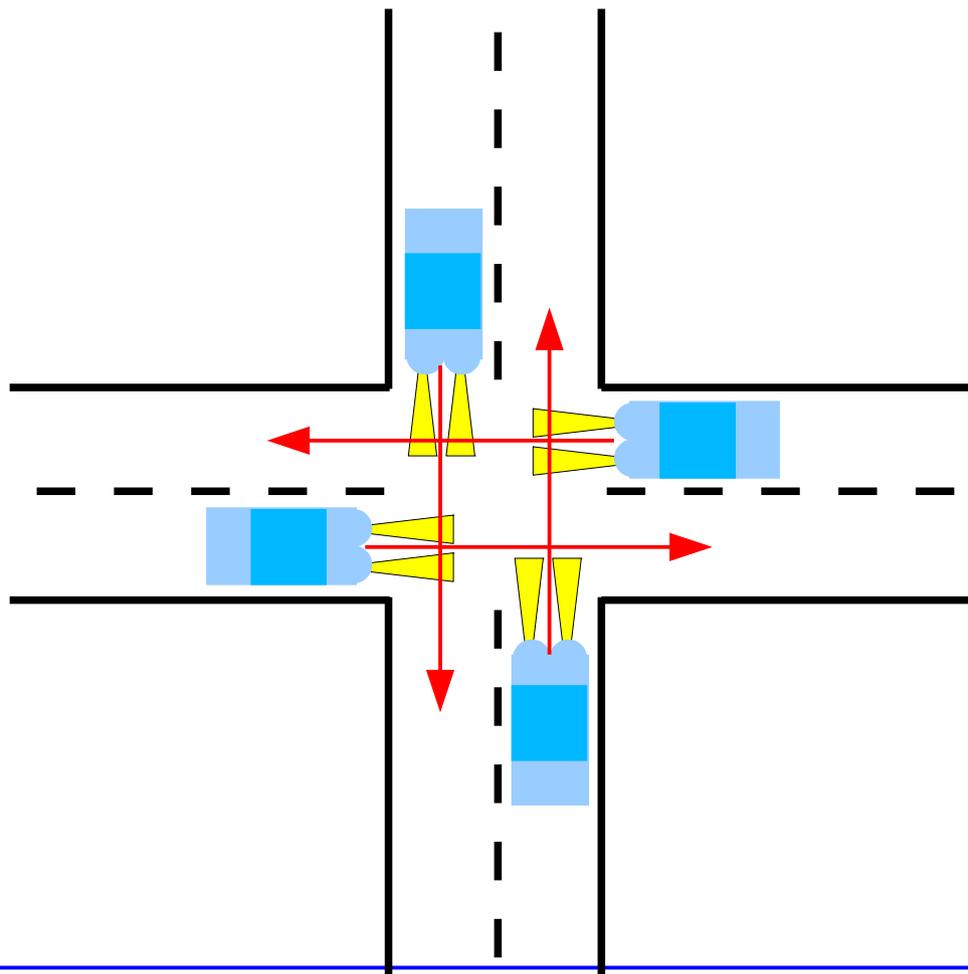
- Einführung
- Ressourcen-Typen
- Hinreichende und notwendige Deadlock-Bedingungen
- Deadlock-Erkennung und -Behebung
- Deadlock-Vermeidung (avoidance):
Banker-Algorithmus
- Deadlock-Verhinderung (prevention)

Was ist ein Deadlock?

- Eine Menge von Prozessen befindet sich in einer **Deadlock-Situation**, wenn:
 - jeder Prozess auf eine Ressource wartet, die von einem anderen Prozess blockiert wird
 - keine der Ressourcen freigegeben werden kann, weil der haltende Prozess (indem er selbst wartet) blockiert ist
- In einer Deadlock-Situation werden also die Prozesse dauerhaft verharren
- Deadlocks sind unbedingt zu vermeiden

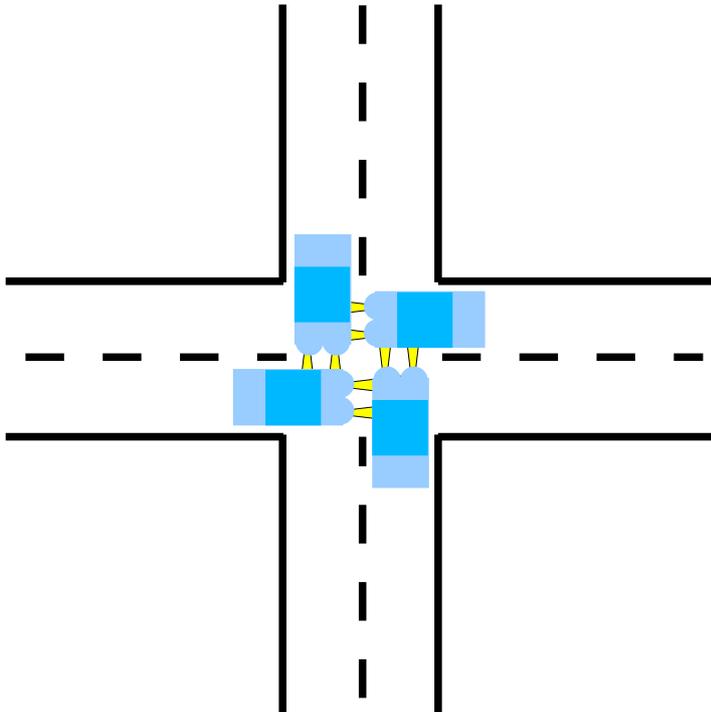
Deadlock: Rechts vor Links (1)

- Der Klassiker: Rechts-vor-Links-Kreuzung

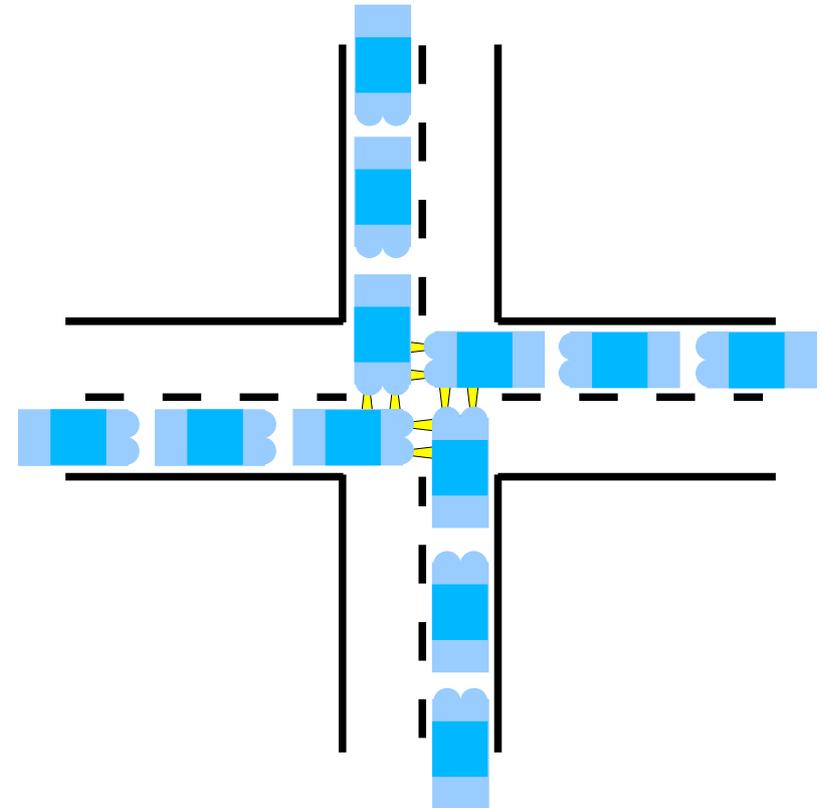


Wer darf fahren?
Potenzieller Deadlock

Deadlock: Rechts vor Links (2)

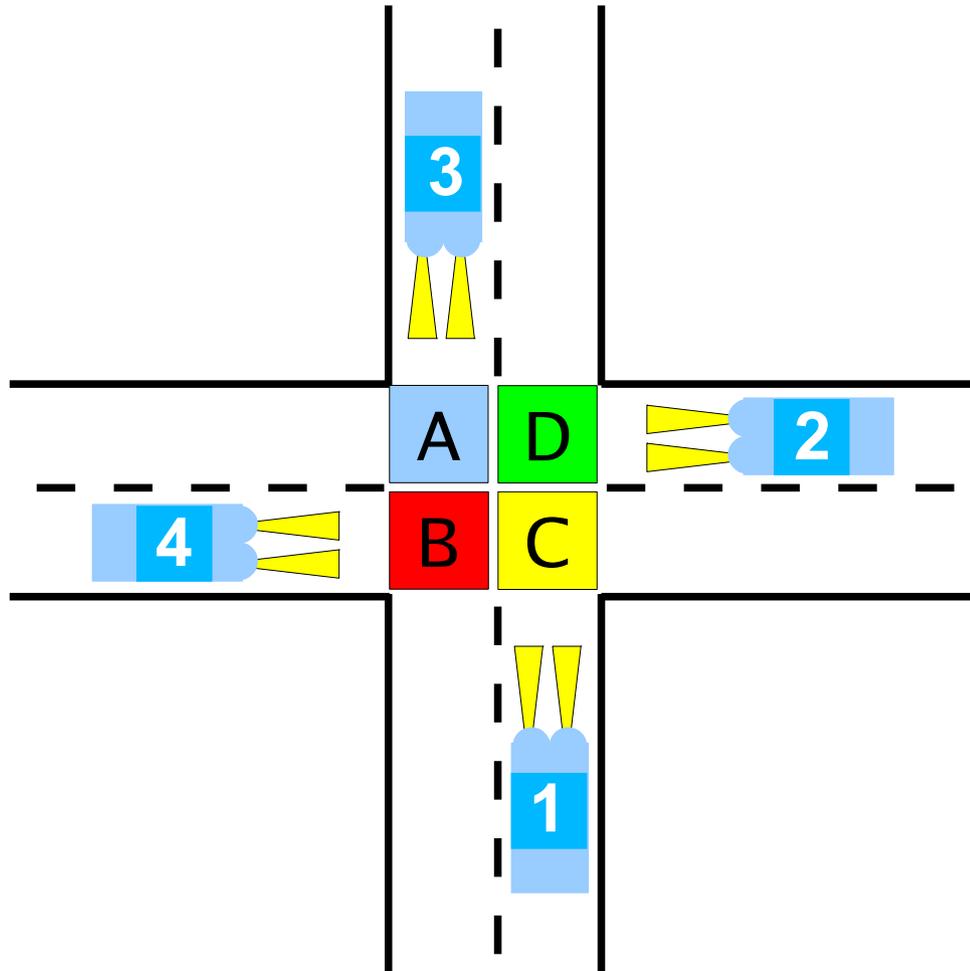


Deadlock, aber behebbbar:
eines oder mehrere Autos
können zurücksetzen



Deadlock, nicht behebbbar:
beteiligte Autos können nicht
zurücksetzen

Deadlock: Rechts vor Links (3)



Analyse:

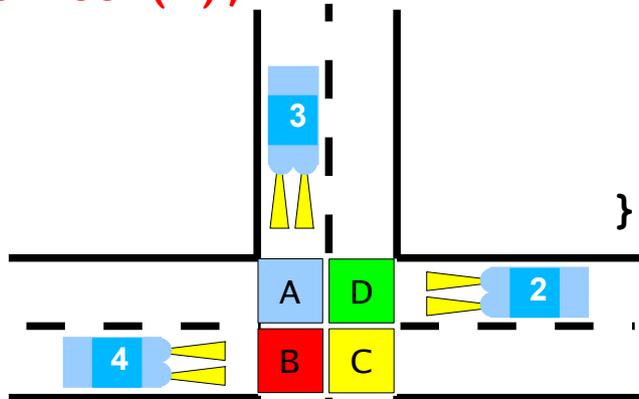
Kreuzungsbereich besteht aus vier Quadranten A, B, C, D

Wagen 1 benötigt C, D
Wagen 2 benötigt D, A
Wagen 3 benötigt A, B
Wagen 4 benötigt B, C

Deadlock: Rechts vor Links (4)

```
wagen_3 () {  
  lock(A);  
  lock(B);  
  go();  
  unlock(A);  
  unlock(B);  
}
```

```
wagen_2 () {  
  lock(D);  
  lock(A);  
  go();  
  unlock(D);  
  unlock(A);  
}
```



```
wagen_4 () {  
  lock(B);  
  lock(C);  
  go();  
  unlock(B);  
  unlock(C);  
}
```

```
wagen_1 () {  
  lock(C);  
  lock(D);  
  go();  
  unlock(C);  
  unlock(D);  
}
```

Problematische Reihenfolge:

w1: lock(C)
w2: lock(D)
w3: lock(A)
w4: lock(B)
w1: lock(D) ← blockiert
w2: lock(A) ← blockiert
w3: lock(B) ← blockiert
w4: lock(C) ← blockiert

Deadlock: kleinstes Beispiel (1)

- Zwei Locks A und B
 - z. B. A = Scanner, B = Drucker, Prozesse P, Q wollen beide eine Kopie erstellen
- Locking in verschiedenen Reihenfolgen

Prozess P

```
lock (A);  
lock (B);
```

```
/* krit. Bereich */
```

```
unlock (A);  
unlock (B);
```

Prozess Q

```
lock (B);  
lock (A);
```

```
/* krit. Bereich */
```

```
unlock (B);  
unlock (A);
```

**Problematische
Reihenfolge:**

P: lock(A)

Q: lock(B)

P: lock(B)

Q: lock(A)

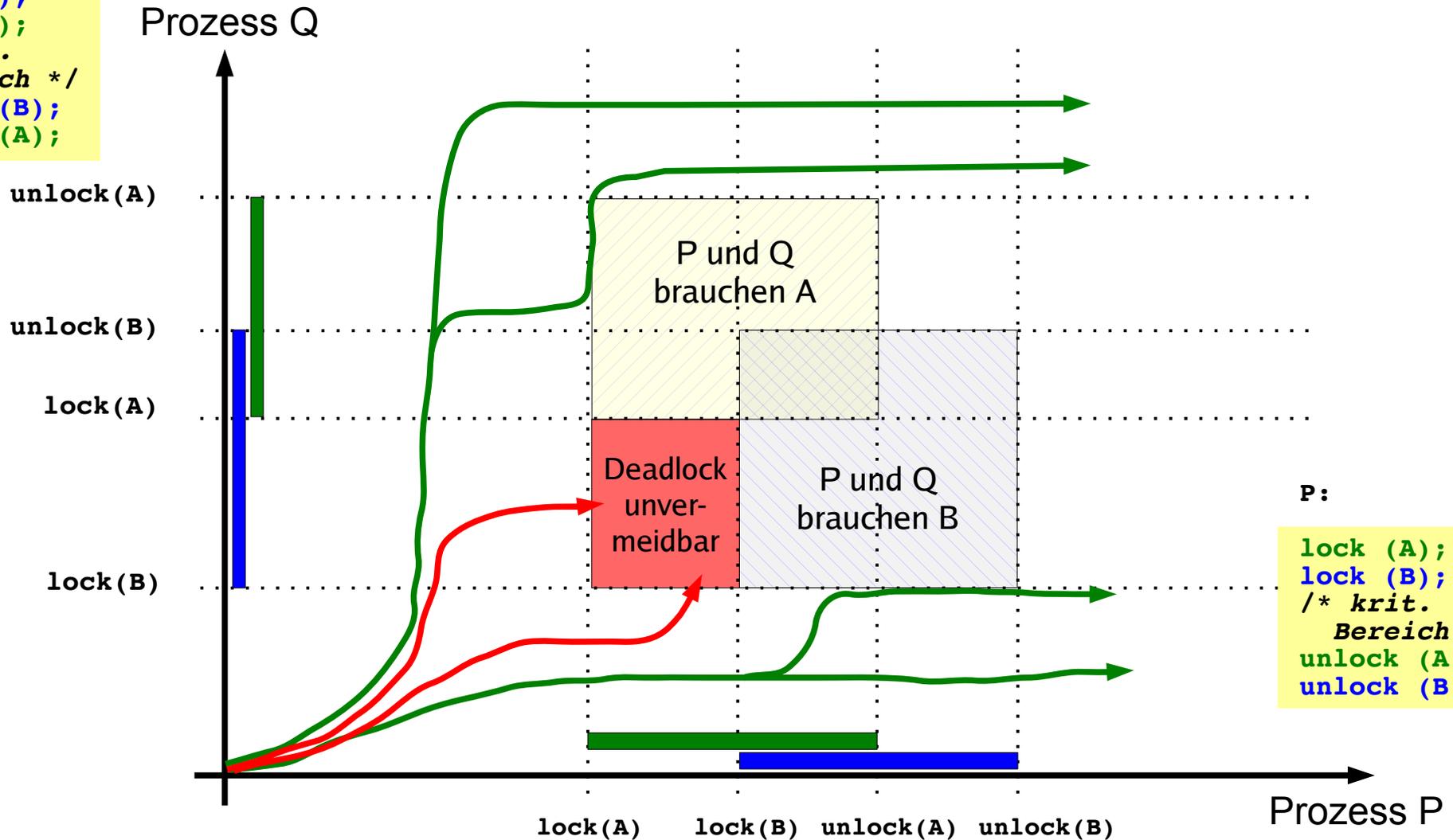
← blockiert

← blockiert

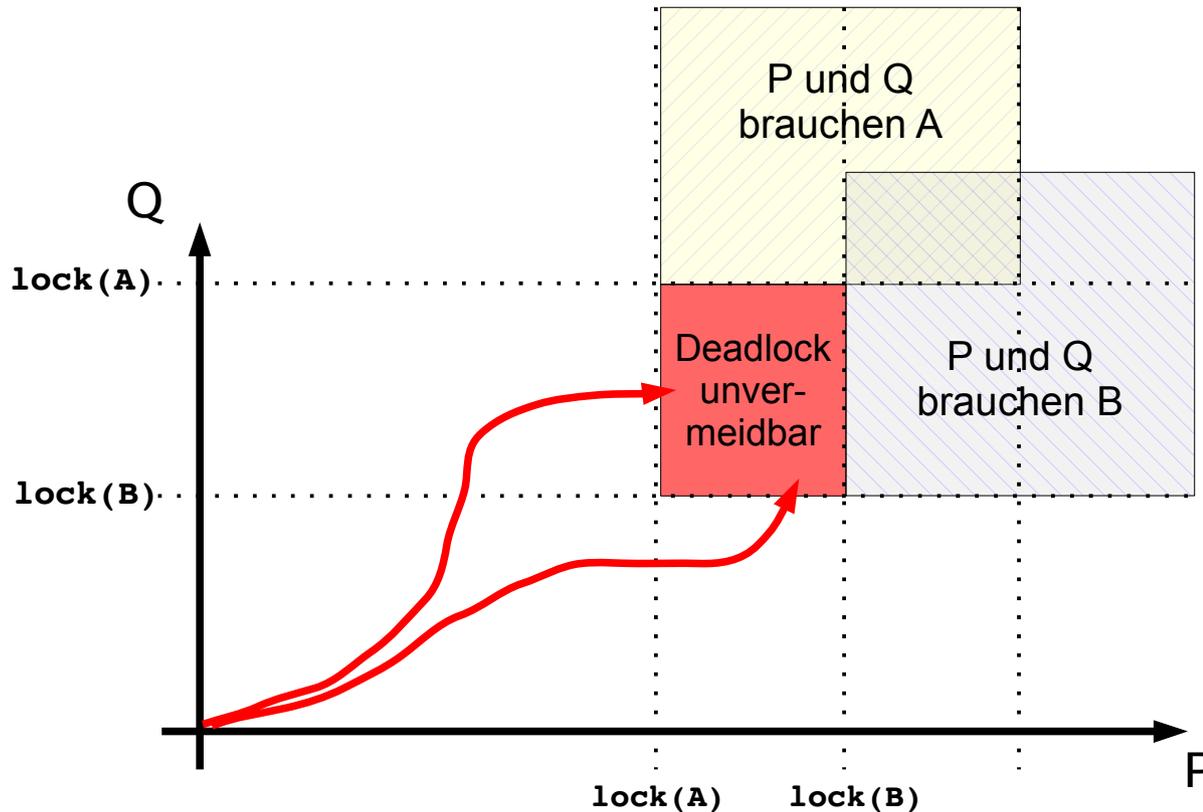
Deadlock: kleinstes Beispiel (2)

Q:

```
lock (B);  
lock (A);  
/* krit.  
Bereich */  
unlock (B);  
unlock (A);
```



Deadlock: kleinstes Beispiel (3)



Programmverzahnungen,
die zwangsläufig in den
Deadlock führen:

oberer roter Weg:

Q: `lock(B)`

P: `lock(A)`

unterer roter Weg:

P: `lock(A)`

Q: `lock(B)`

Deadlock: kleinstes Beispiel (4)

- Problem beheben:
P benötigt die Locks nicht gleichzeitig

Prozess P

```
lock (A);  
/* krit. Bereich */  
unlock (A);
```

```
lock (B);  
/* krit. Bereich */  
unlock (B);
```

Prozess Q

```
lock (B);  
lock (A);  
  
/* krit. Bereich */
```

```
unlock (B);  
unlock (A);
```

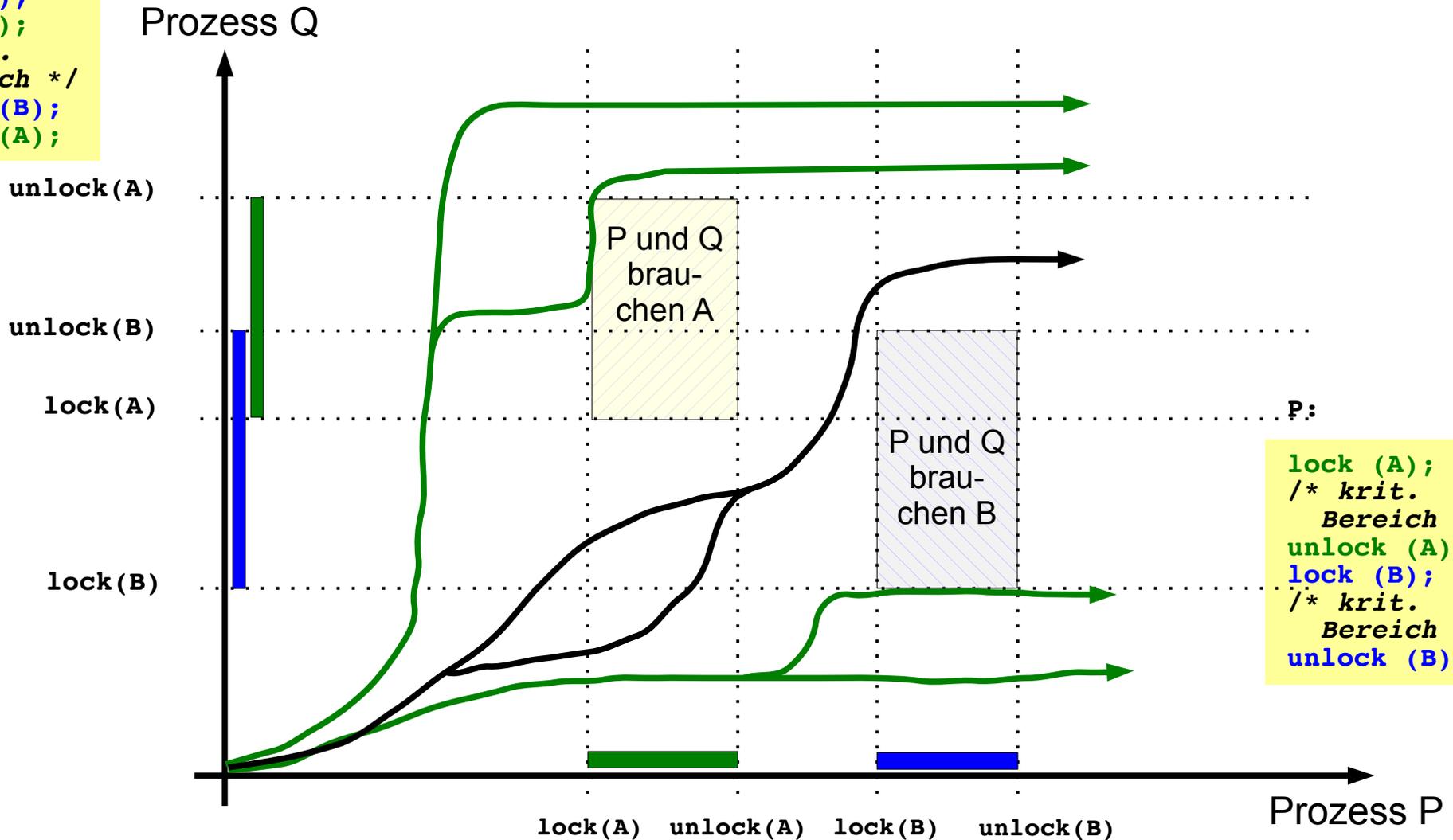
Jetzt kann kein Deadlock mehr auftreten

- Andere Lösung: P und Q fordern A, B in gleicher Reihenfolge an

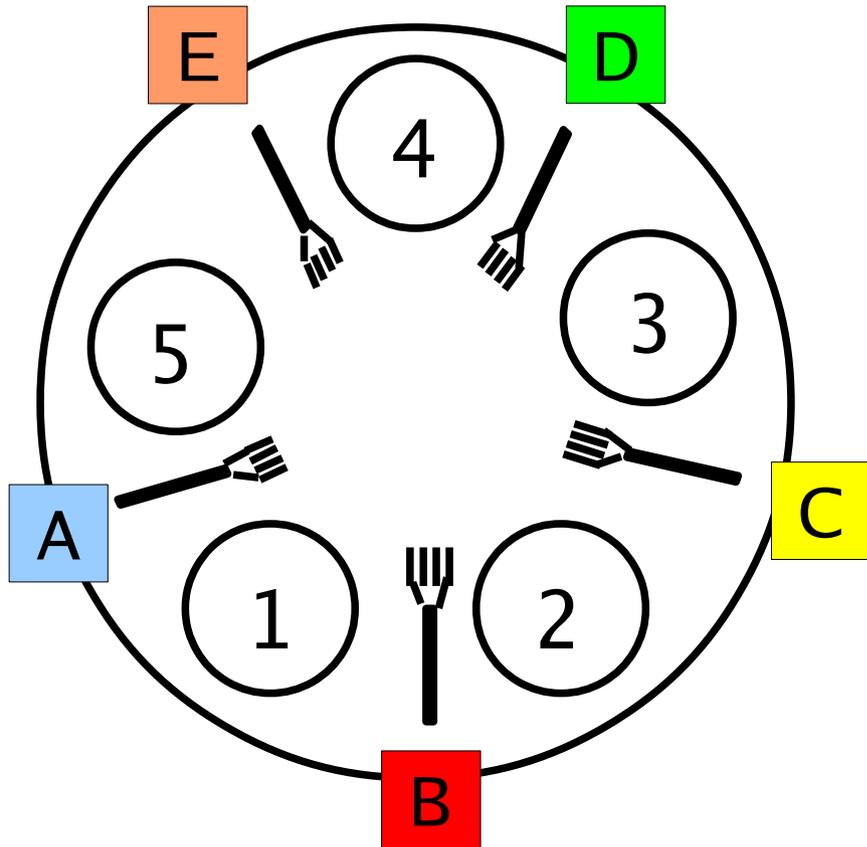
Deadlock: kleinstes Beispiel (5)

Q:

```
lock (B);  
lock (A);  
/* krit.  
Bereich */  
unlock (B);  
unlock (A);
```



Fünf-Philosophen-Problem



Philosoph 1 braucht Gabeln A, B
Philosoph 2 braucht Gabeln B, C
Philosoph 3 braucht Gabeln C, D
Philosoph 4 braucht Gabeln D, E
Philosoph 5 braucht Gabeln E, A

Problematische Reihenfolge:

p1: lock (B)
p2: lock (C)
p3: lock (D)
p4: lock (E)
p5: lock (A)
p1: lock (A) ← blockiert
p2: lock (B) ← blockiert
p3: lock (C) ← blockiert
p4: lock (D) ← blockiert
p5: lock (E) ← blockiert

Ressourcen-Typen (1)

Zwei Kategorien von Ressourcen: unterbrechbar / nicht unterbrechbar

- unterbrechbare Ressourcen
 - Betriebssystem kann einem Prozess solche Ressourcen wieder entziehen
 - Beispiele:
 - CPU (Scheduler)
 - Hauptspeicher (Speicherverwaltung)
 - das kann Deadlocks vermeiden

Ressourcen-Typen (2)

- nicht unterbrechbare Ressourcen
 - Betriebssystem kann Ressource nicht (ohne fehlerhaften Abbruch) entziehen – Prozess muss diese freiwillig zurückgeben
 - Beispiele:
 - DVD-Brenner (Entzug → zerstörter Rohling)
 - Tape-Streamer (Entzug → sinnlose Daten auf Band oder Abbruch der Bandsicherung wegen Timeout)
- Nur die *nicht* unterbrechbaren sind interessant, weil sie Deadlocks verursachen können

Deadlock-Bedingungen (1)

1. Gegenseitiger Ausschluss (mutual exclusion)

Ressource ist exklusiv: Es kann stets nur ein Prozess darauf zugreifen

2. Hold and Wait (besitzen und warten)

Ein Prozess ist bereits im Besitz einer oder mehrerer Ressourcen, und er kann noch weitere anfordern

3. Ununterbrechbarkeit der Ressourcen

Die Ressource kann nicht durch das Betriebssystem entzogen werden

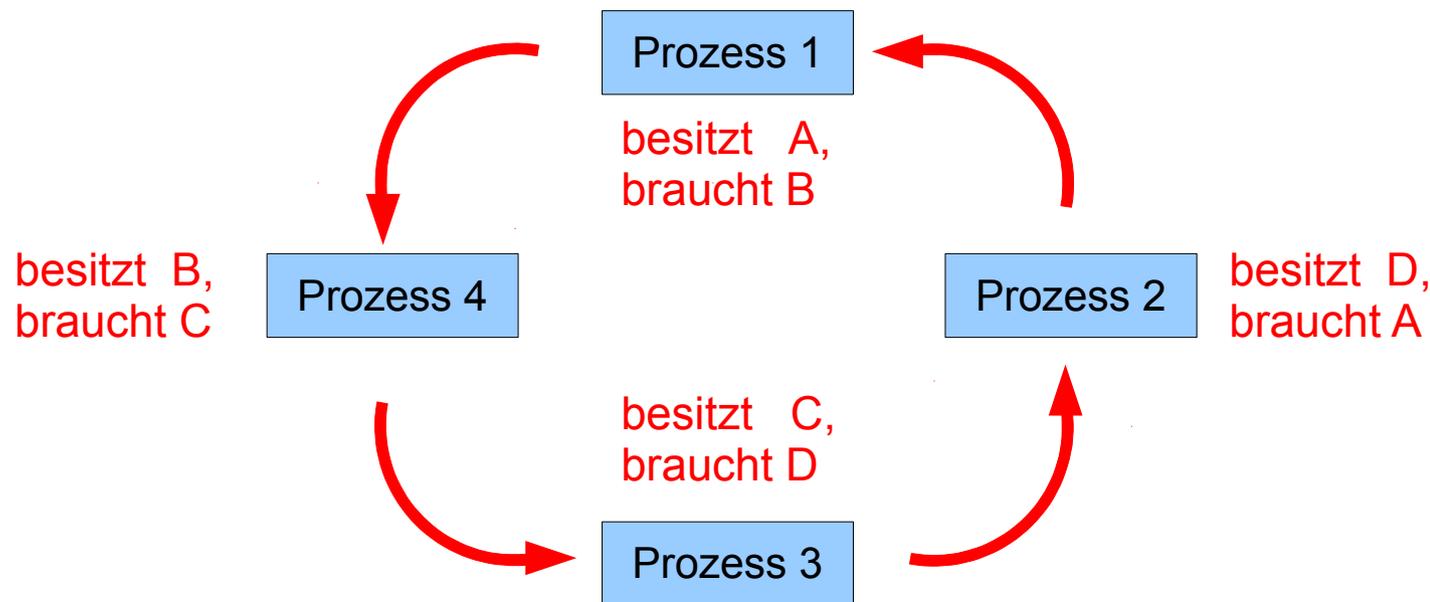
Deadlock-Bedingungen (2)

- (1) bis (3) sind **notwendige** Bedingungen für einen Deadlock
- (1) bis (3) sind aber auch „wünschenswerte“ Eigenschaften eines Betriebssystems, denn:
 - gegenseitiger Ausschluss ist nötig für korrekte Synchronisation
 - Hold & Wait ist nötig, wenn Prozesse exklusiven Zugriff auf mehrere Ressourcen benötigen
 - Bei manchen Betriebsmitteln ist eine Präemption prinzipiell nicht sinnvoll (z. B. DVD-Brenner, Streamer)

Deadlock-Bedingungen (3)

4. Zyklisches Warten

Man kann die Prozesse in einem Kreis anordnen, in dem jeder Prozess eine Ressource benötigt, die der folgende Prozess im Kreis belegt hat



Deadlock-Bedingungen (4)

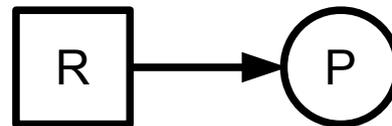
1. **Gegenseitiger Ausschluss**
 2. **Hold and Wait**
 3. **Ununterbrechbarkeit der Ressourcen**
 4. **Zyklisches Warten**
- (1) bis (4) sind **notwendige und hinreichende** Bedingungen für einen Deadlock
 - Das zyklische Warten (4) (und dessen Unauflösbarkeit) sind Konsequenzen aus (1) bis (3)
 - (4) ist der erfolgversprechendste Ansatzpunkt, um Deadlocks aus dem Weg zu gehen

Ressourcen-Zuordnungs-Graph (1)

- Belegung und (noch unerfüllte) Anforderung grafisch darstellen:



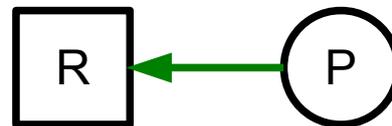
Ressource



P hat R belegt

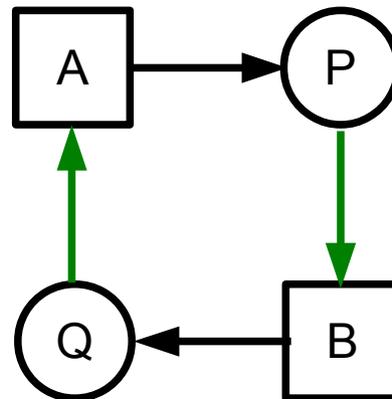


Prozess



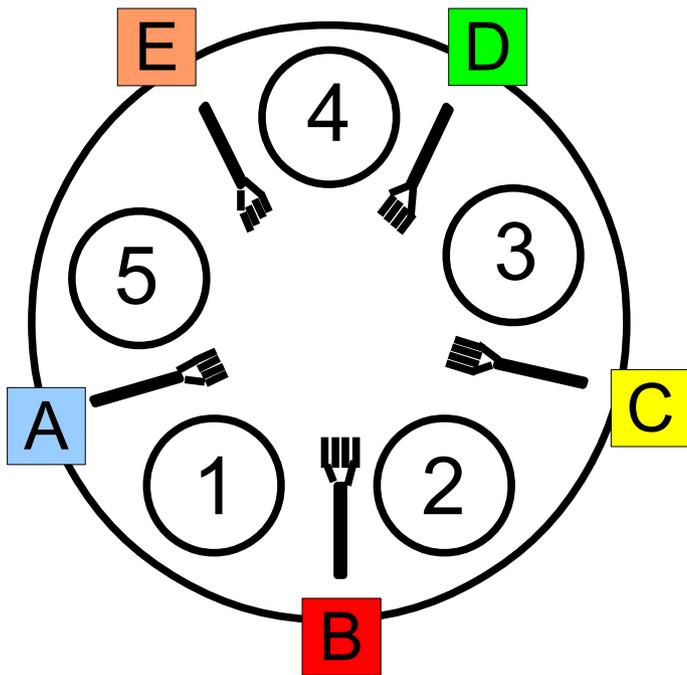
P hat R angefordert

- P, Q aus Minimalbeispiel:
- Deadlock = Kreis im Graph

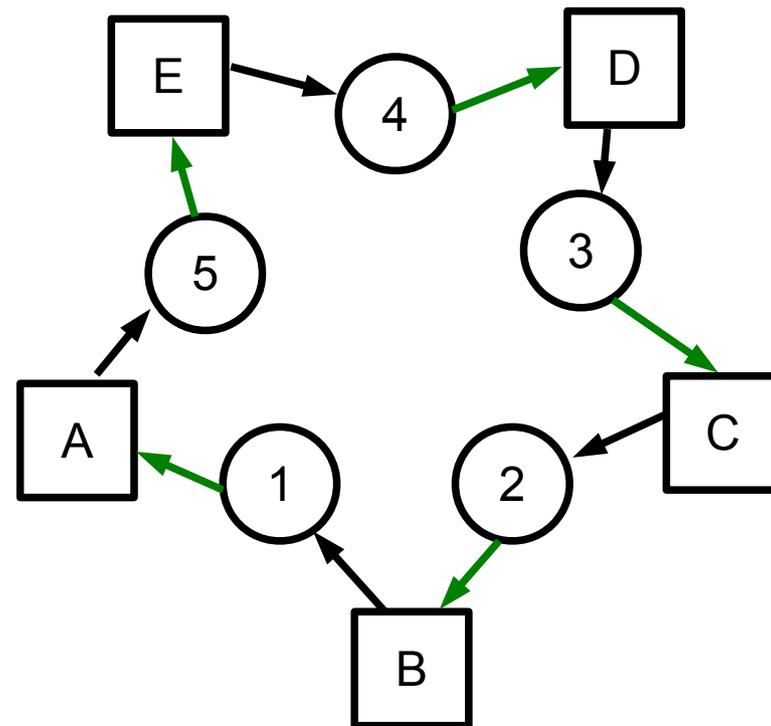


Ressourcen-Zuordnungs-Graph (2)

Philosophen-Beispiel

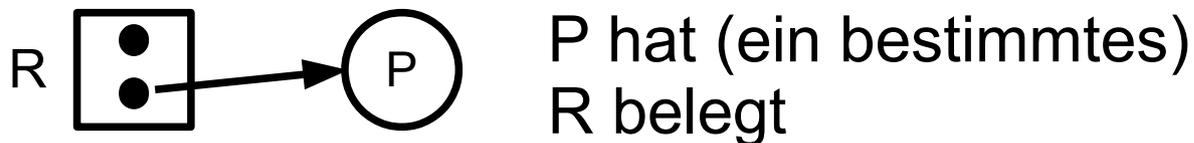


Situation, nachdem alle Philosophen ihre rechte Gabel aufgenommen haben



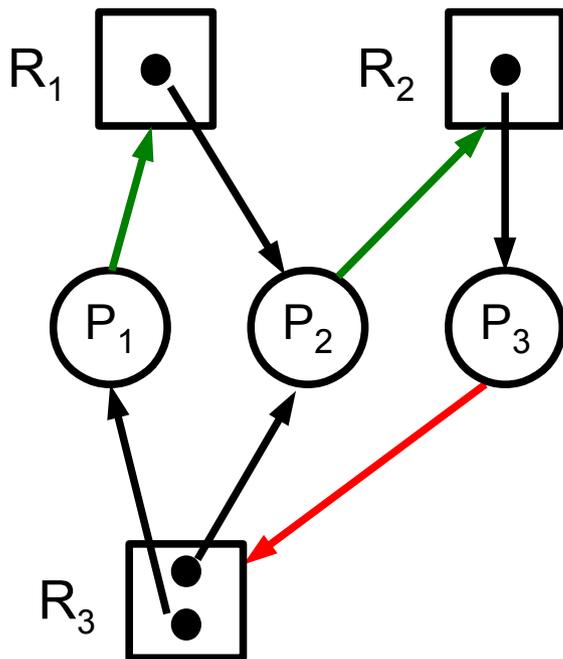
Ressourcen-Zuordnungs-Graph (3)

- Variante für Ressourcen, die mehrfach vorkommen können

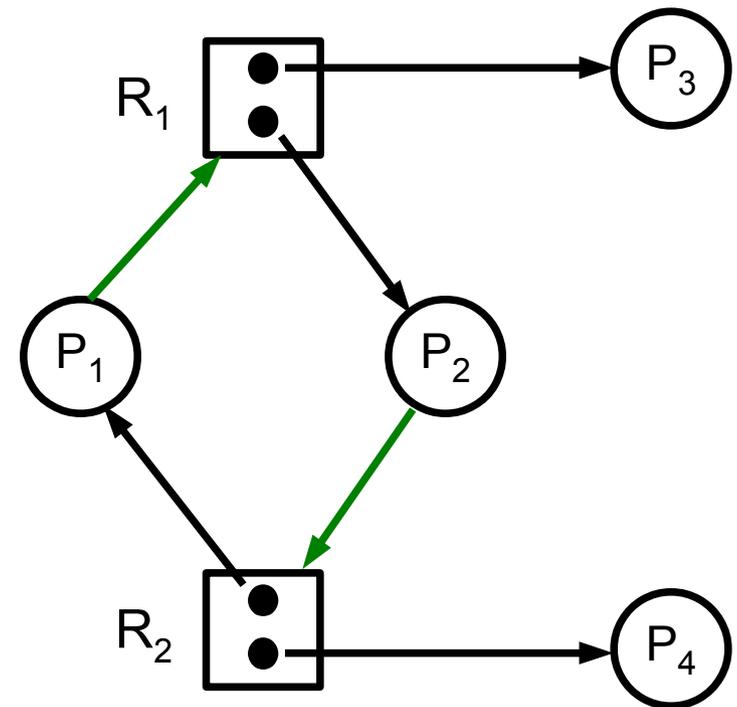


Ressourcen-Zuordnungs-Graph (4)

- Beispiele mit mehreren Instanzen



Mit roter Kante ($P_3 \rightarrow R_3$) gibt es einen Deadlock (ohne nicht)



Kreis, aber kein Deadlock –
Bedingung ist nur **notwendig**,
nicht hinreichend!