Betriebssysteme

WS 2015/16

Hans-Georg Eßer

Foliensatz G:

v1.2, 2015/08/20

- Synchronisation
- Deadlocks

Übersicht

Synchronisation

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 / Threads öffnen die gleiche Datei zum Lesen / Schreiben
  - Mehr-Prozessor-System: Scheduler (je einer pro CPU) greifen auf gleiche Prozesslisten / Warte-schlangen zu

Einführung (2)

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

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

Ausgangssituation: w=10

T1:	T2:
w=read(Adresse); // 10	
w=w+1; // 11	
	w=read(Adresse); // 10
	w=w+1; // 11
	write(Adresse,w); // 11
write(Adresse,w); // 11 !!	

Ergebnis nach T1, T2: w=11 – nicht 12!

Einführung (3)

- Gewünscht wäre eine der folgenden Reihenfolgen:

Ausgangssituation: w=10

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

P2:
```
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

→ Lösung über (Datenbank-) **Transaktionen**, die u. a. **atomar und isoliert** (**A**C**I**D-Prinzip) erfolgen müssen

Einführung (6)

Race Condition:

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

Einführung (7)

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)

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

```
int Lock = UNLOCKED;                    // global

erhoehe_zaehler( ) {
  while (Lock == LOCKED) { } ;          // warten
  Lock = LOCKED;
  //  Anfang Datennutzung
  w=read(Adresse);
  w=w+1;
  write(Adresse,w);
  //  Ende Datennutzung
  Lock = UNLOCKED;
}
```

- Problem: Lock-Variable nicht geschützt

Einführung (9)

- 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

Kritische Abschnitte (1)

- Programmteil, der auf gemeinsame Daten zugreift
  - Müssen nicht verschiedene Funktionen sein: auch mehrere Instanzen (z. B. Threads), welche dieselbe Funktion ausführen
- Block zwischen erstem und letztem Zugriff
- Nicht „den Code schützen“, sondern die Daten
- Formulierung: kritischen Abschnitt „betreten“ und „verlassen“ (enter / leave critical section)

Kritische Abschnitte (2)

- Bestimmen des kritischen Abschnitts 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;
}
```

- zwei kritische Abschnitte oder nur einer?

Kritische Abschnitte (3)

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

Gegenseitiger Ausschluss

- Tritt nie mehr als ein Thread gleichzeitig in den kritischen Abschnitt ein, heißt das „**gegenseitiger Ausschluss**“ (englisch: **mut**ual **ex**clusion, 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 Programmier-fehlern

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:
  - atomar laufen, so dass 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)

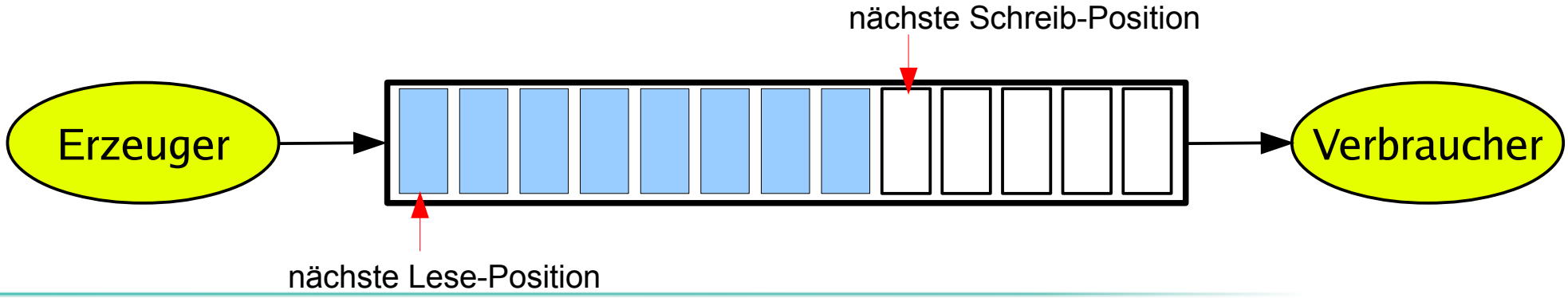
- Aktives Warten (busy waiting):
  - Ausführen einer Schleife, bis eine Variable einen bestimmten Wert annimmt.
  - Der Thread ist bereit und belegt die CPU.
  - Die Variable muss von einem anderen Thread gesetzt werden.
    - (Großes) Problem, wenn der andere Thread endet.
    - (Großes) Problem, wenn 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 blockiert und wartet auf ein Ereignis, das ihn wieder in den Zustand „bereit“ versetzt.
  - Blockierter 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 blockierte 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

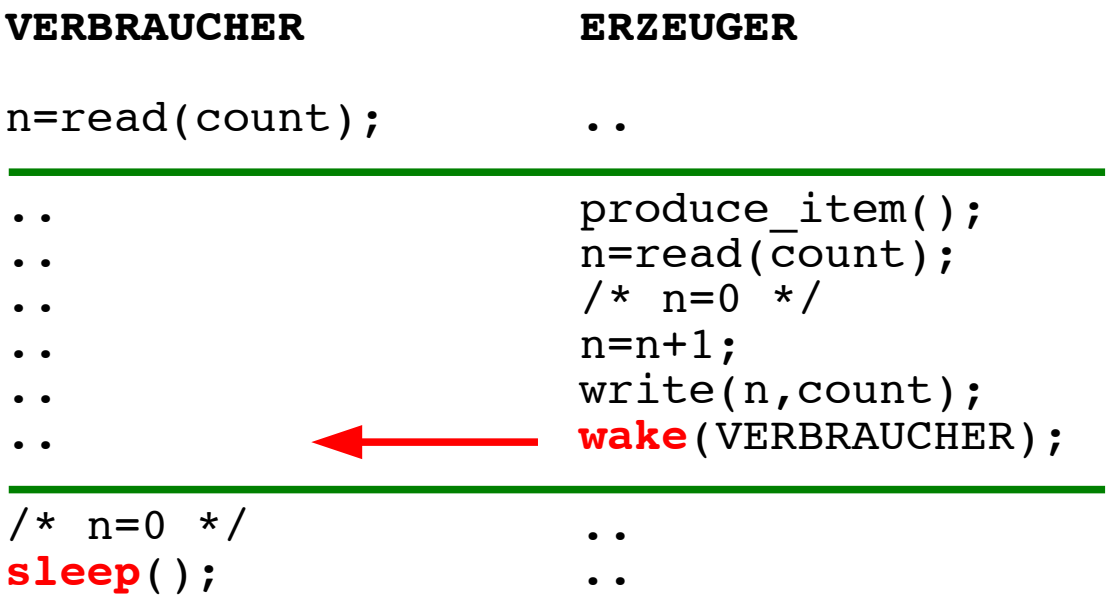
```
#define  N  100                          // Anzahl der Plätze im Puffer
int  count = 0;                          // Anzahl der belegten Plätze im Puffer

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

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

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...



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 synchronisiernende 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 blockieren 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)

- Pseudo-Code für Semaphor-Operationen

```
wait (sem) {
  if (sem>0)
    sem--;
  else {
    ADD_CALLER_TO (QUEUE(sem));
    SLEEP;
  }
}
```

```
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, blockiert → Warteschlange
- Bei Freigabe:
  - Warteschlange enthält Threads → einen wecken
  - Warteschlange leer: Mutex auf true setzen

Mutexe (2)

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

```
wait (mutex) {
  if (mutex==1)
    mutex=0;
  else {
    ADD_CALLER_TO (QUEUE(mutex));
    SLEEP
  }
}
```

```
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 Abschnitte)

Blockieren?

- Betriebssysteme können Mutexe und Semaphoren **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 Abschnitt
    enter_item (item);        // in den Puffer einstellen
    signal (mutex);           // kritischen Abschnitt 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 Abschnitt
    remove_item(item);        // aus dem Puffer entnehmen
    signal (mutex);           // kritischen Abschnitt verlassen
    signal (empty);           // freie Plätze erhöhen, evtl. producer wecken
    consume_entry (item);     // verbrauchen
  }
}
```

Deadlocks

Deadlocks – Gliederung

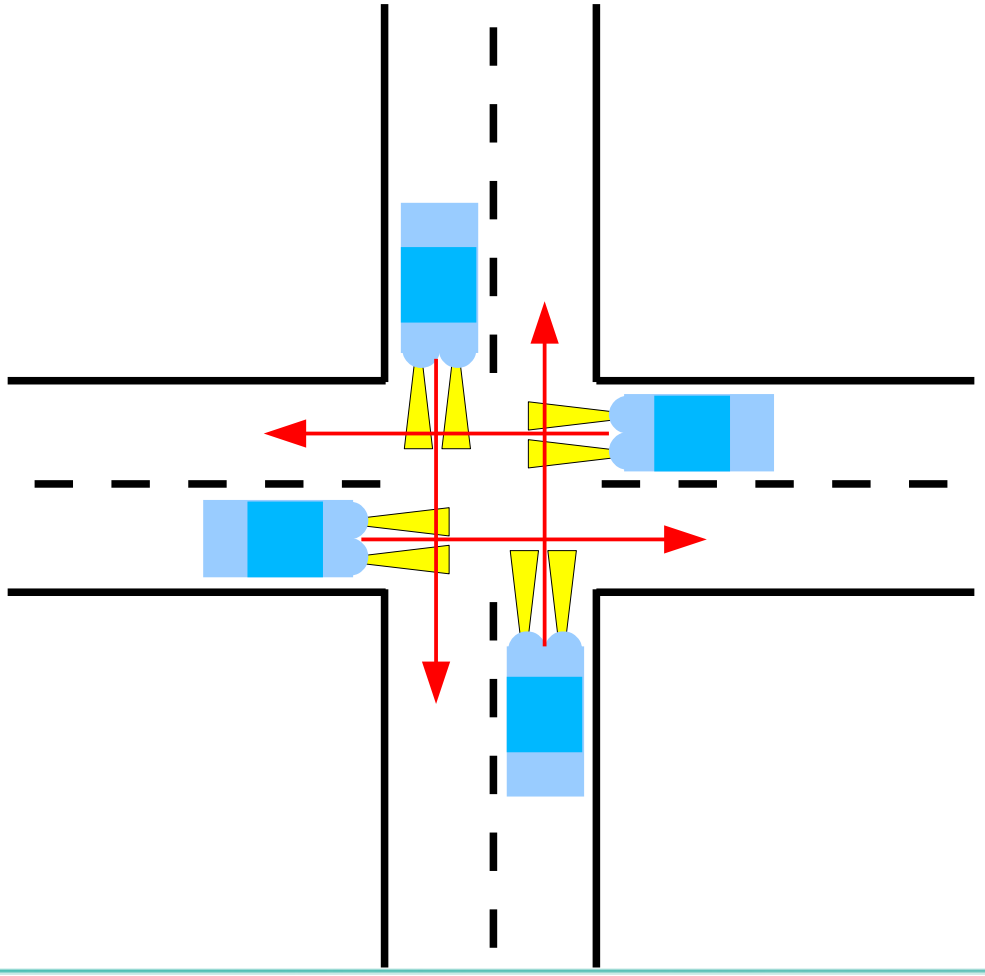
- Einführung
- Ressourcen-Typen
- Hinreichende und notwendige Deadlock-Bedingungen
- Deadlock-Erkennung und -Behebung
- Deadlock-Vermeidung (avoidance): Banker-Algorithmus
- Deadlock-Verhinderung (prevention)

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

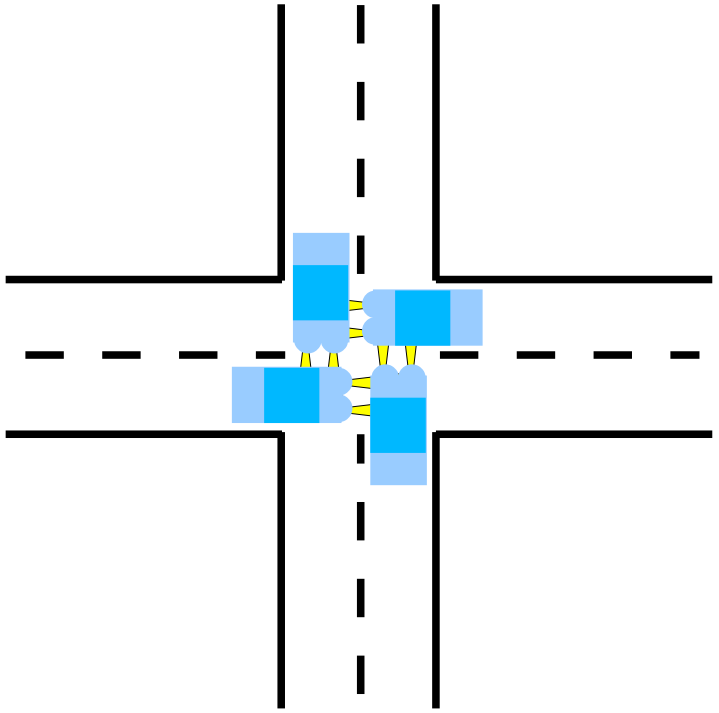
Deadlock: Rechts vor Links (1)

- Der Klassiker: Rechts-vor-Links-Kreuzung

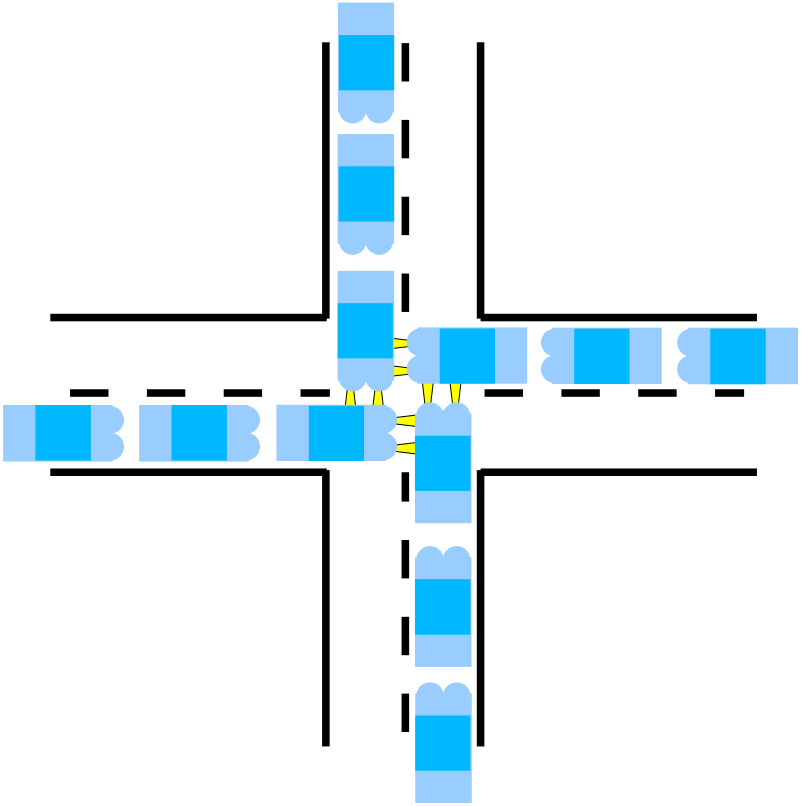


Wer darf fahren?
Potenzieller Deadlock

Deadlock: Rechts vor Links (2)

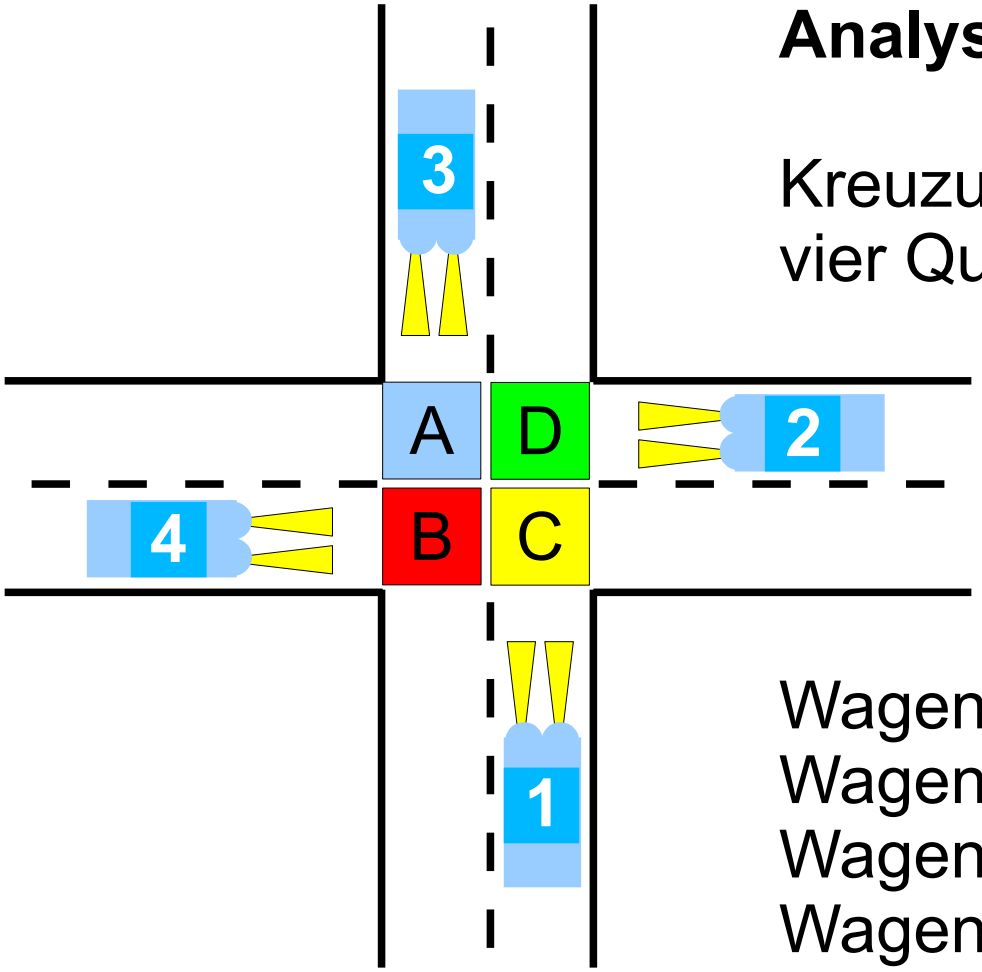


Deadlock, aber behebbar: eines oder mehrere Autos können zurücksetzen



Deadlock, nicht behebbar: beteiligte Autos können nicht zurücksetzen

Deadlock: Rechts vor Links (3)



Analyse:

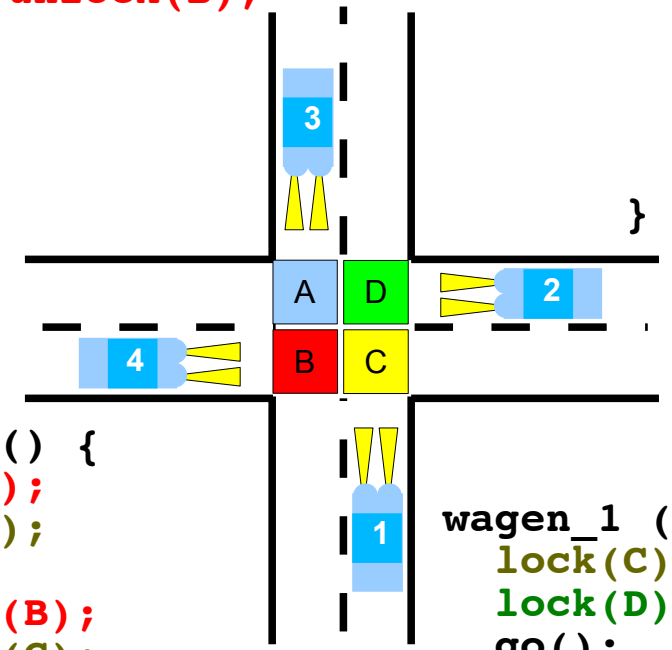
Kreuzungsbereich besteht aus vier Quadranten A, B, C, D

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

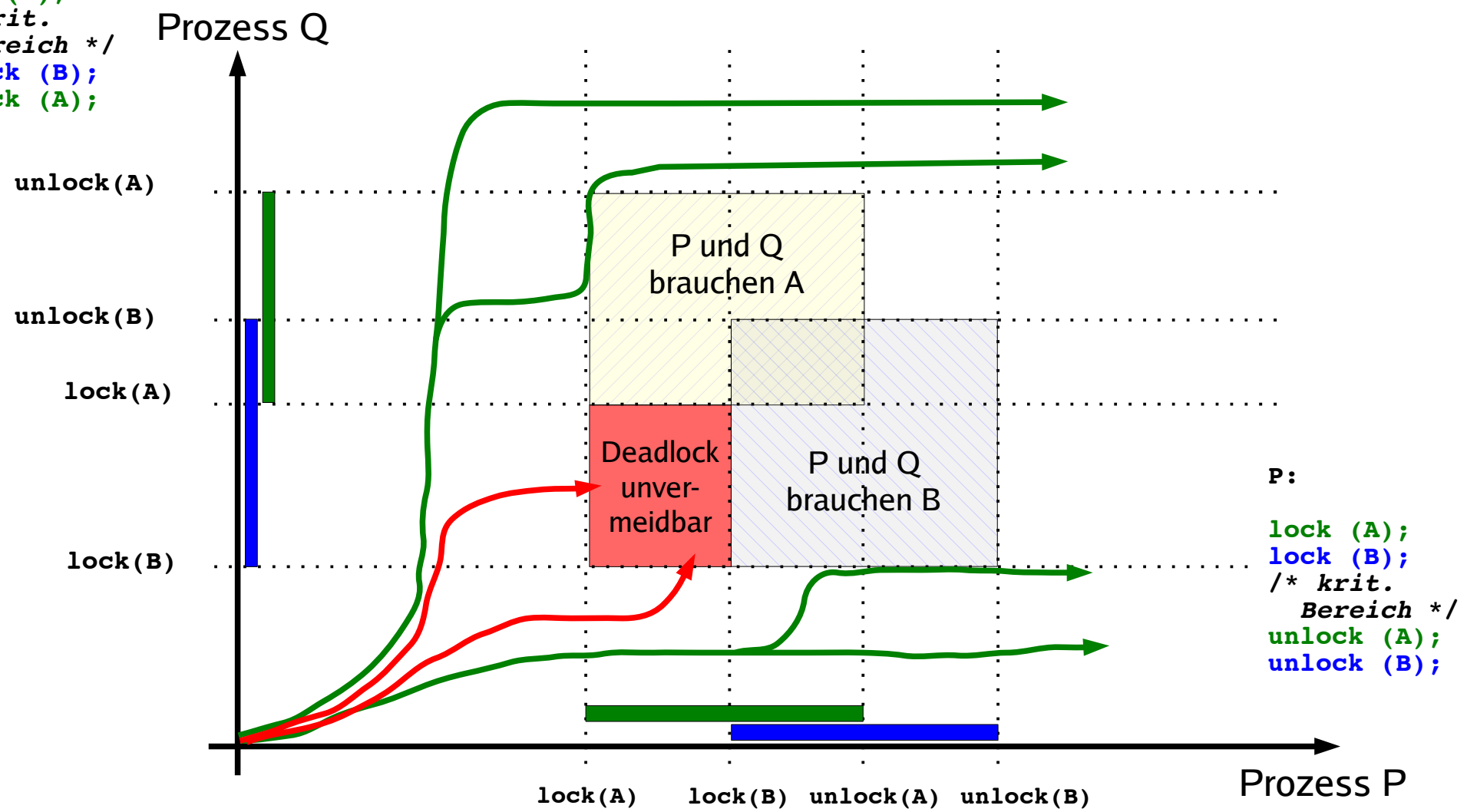
```
lock (B);
lock (A);

/* krit. Bereich */

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

Problematische Reihenfolge:

P: `lock(A)`
Q: `lock(B)`
P: `lock(B)` ← blockiert
Q: `lock(A)` ← blockiert

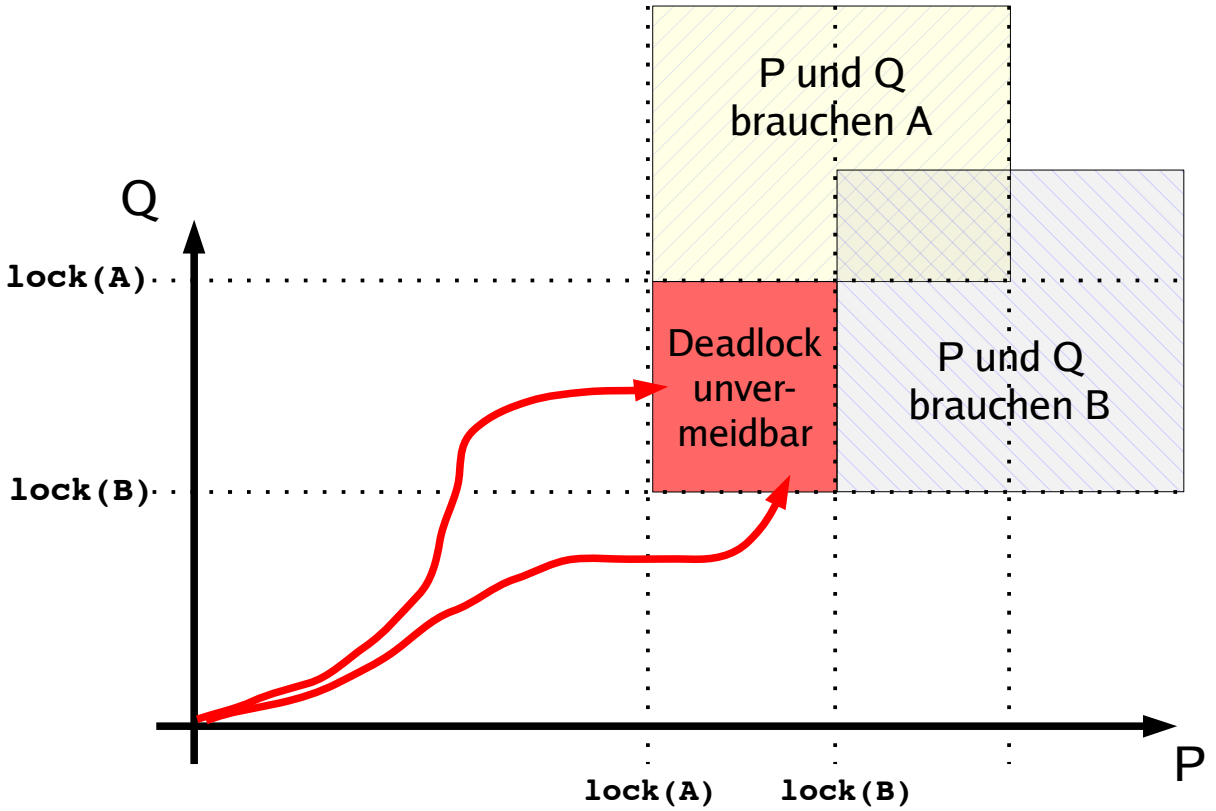
Deadlock: kleinstes Beispiel (2)

```
Q:

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




```
P:

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

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

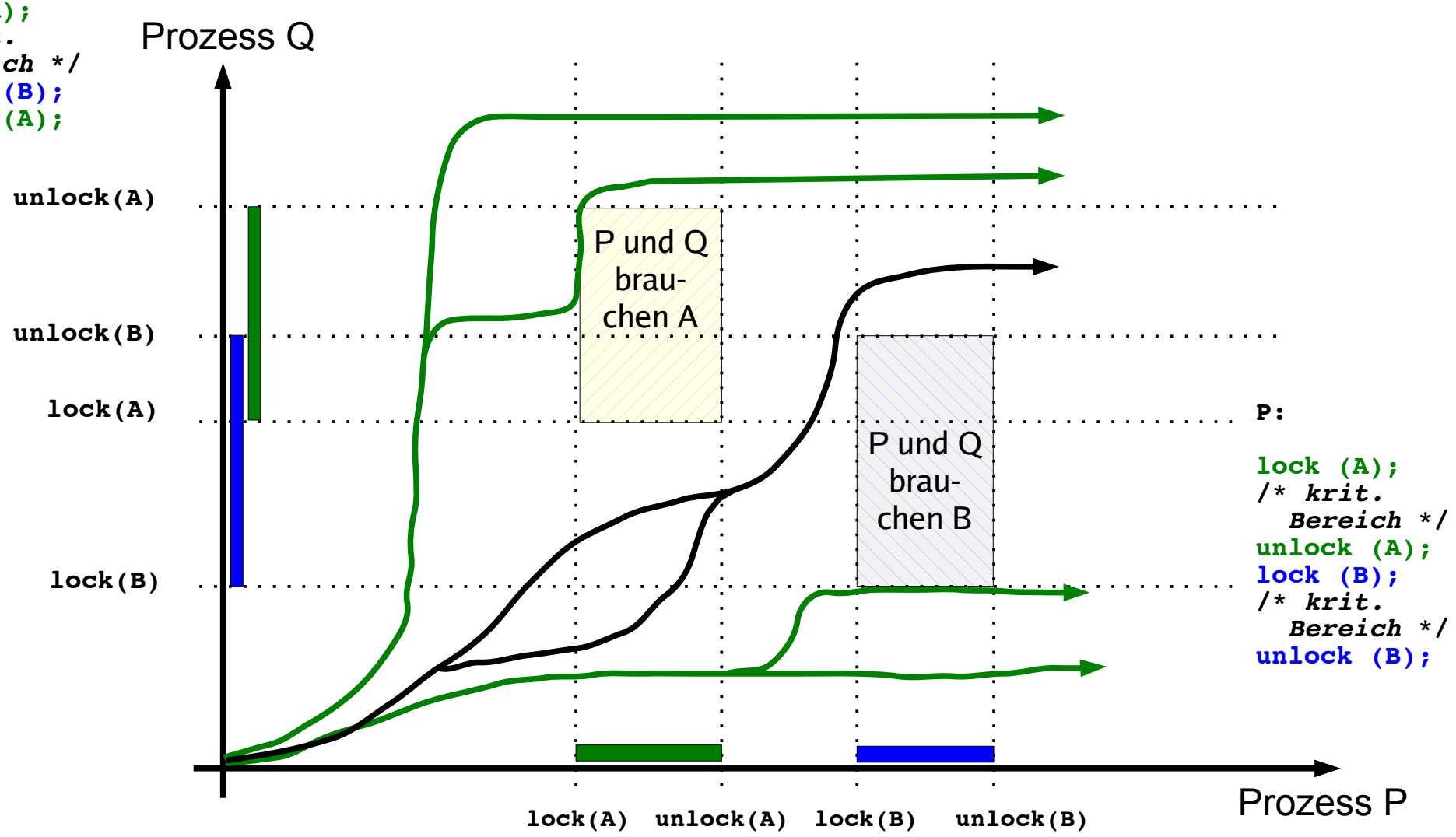
```
lock (B);
lock (A);

/* krit. Bereich */

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

Jetzt kann kein Deadlock mehr auftreten

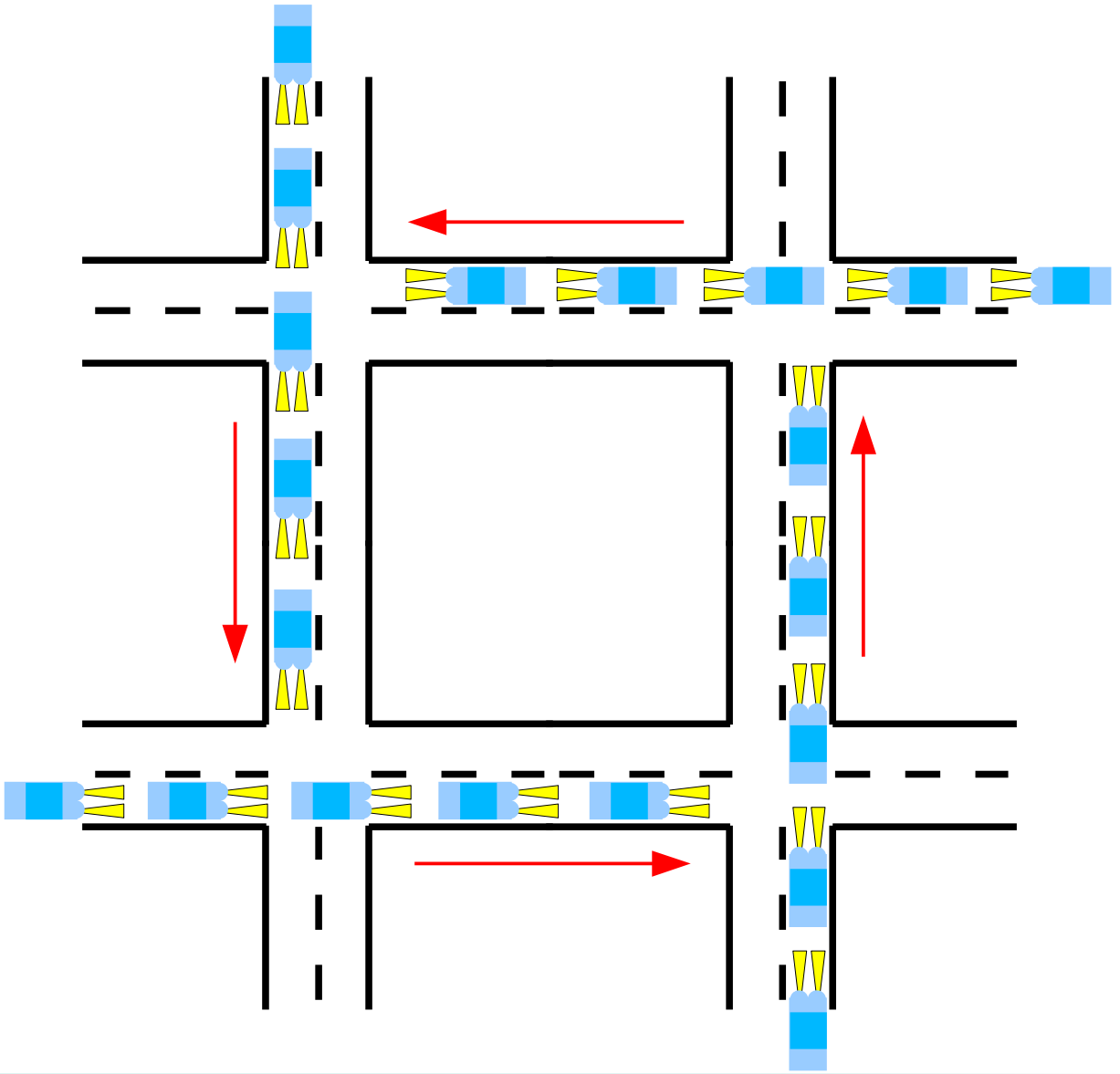
- Andere Lösung: P und Q fordern A, B in gleicher Reihenfolge an

Deadlock: kleinstes Beispiel (5)

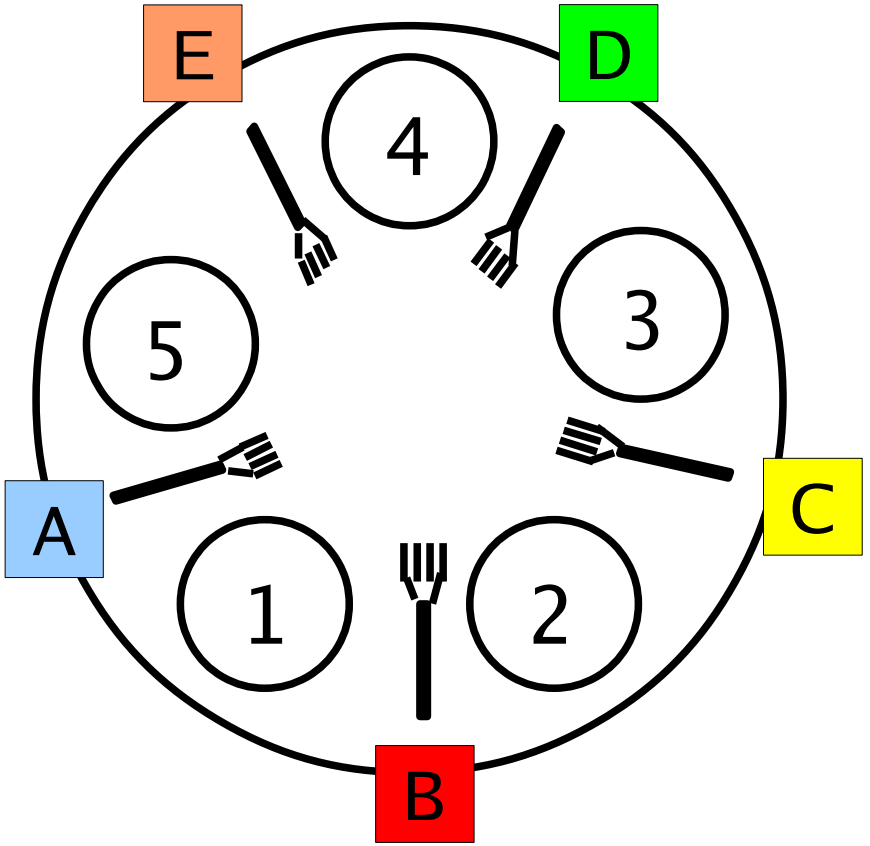
```
Q:

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



Grid Lock



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

Ressourcen-Typen (3)

- wiederverwendbare vs. konsumierbare Ressourcen
  - **wiederverwendbar:** Zugriff auf Ressource zwar exklusiv, aber nach Freigabe wieder durch anderen Prozess nutzbar (Platte, RAM, CPU, ...)
  - **konsumierbar:** von einem Prozess erzeugt und von einem anderen Prozess konsumiert (Nachrichten, Interrupts, Signale, ...)

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

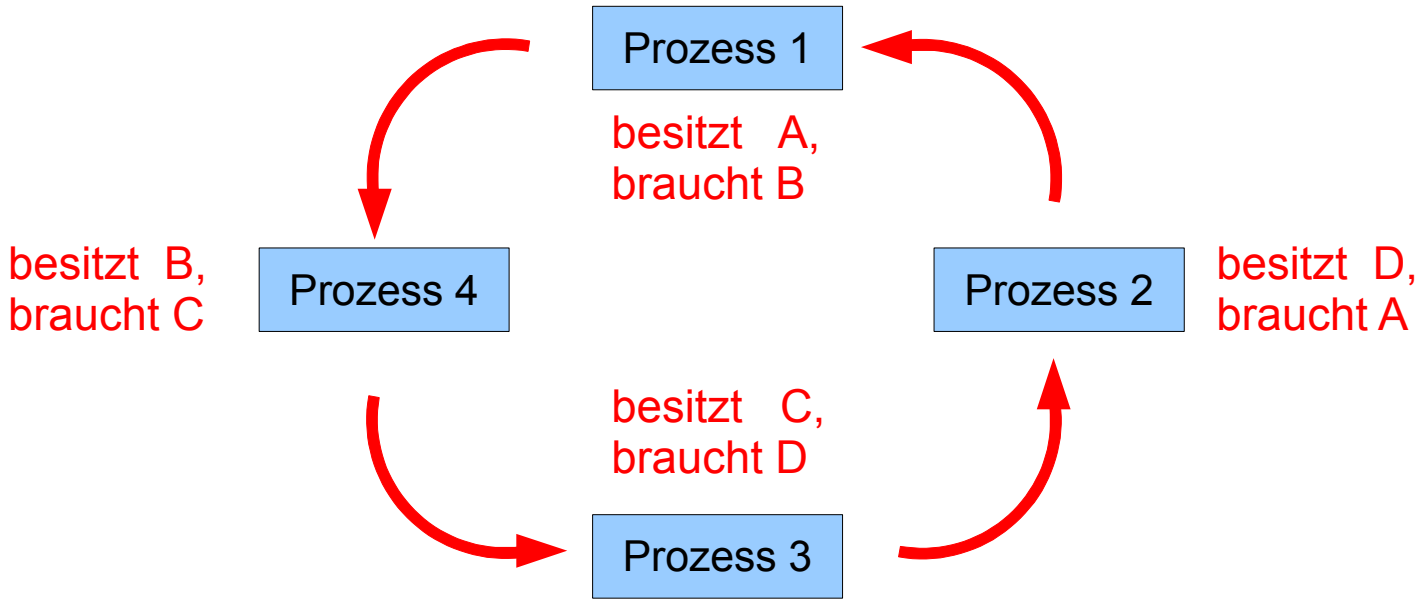
Deadlock-Bedingungen (2)

- (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



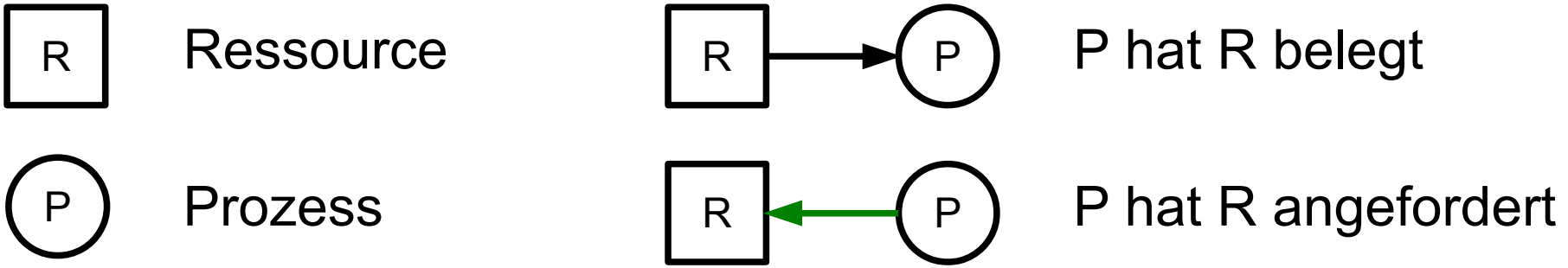
Deadlock-Bedingungen (4)

1. **Gegenseitiger Ausschluss**
2. **Hold and Wait**
3. **Ununterbrechbarkeit der Ressourcen**
4. **Zyklisches Warten**

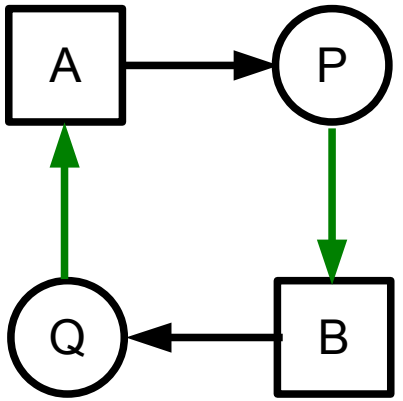
- (1) bis (4) sind **notwendige und hinreichende** Bedingungen für einen Deadlock
- Das zyklische Warten (4) (und dessen Unauflösbarkeit) sind Konsequenzen aus (1) bis (3)
- (4) ist der erfolgversprechendste Ansatzpunkt, um Deadlocks aus dem Weg zu gehen

Ressourcen-Zuordnungs-Graph (1)

- Belegung und (noch unerfüllte) Anforderung grafisch darstellen:

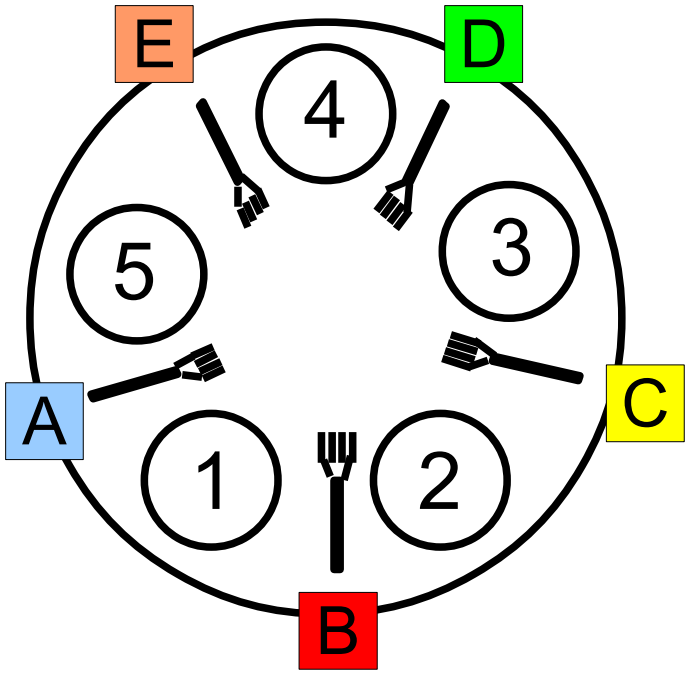


- P, Q aus Minimalbeispiel:
- Deadlock = Kreis im Graph

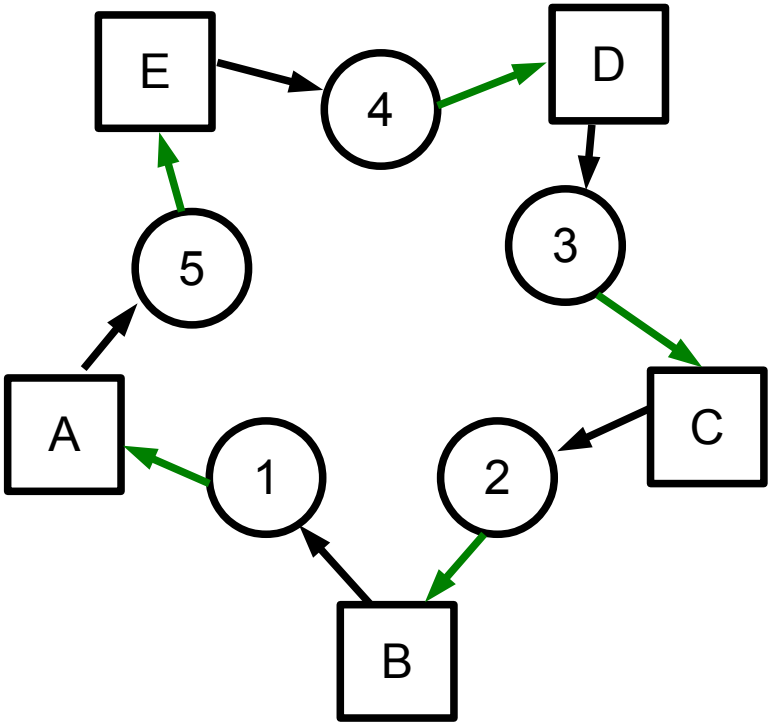


Ressourcen-Zuordnungs-Graph (2)

Philosophen-Beispiel

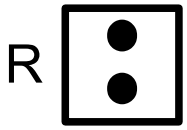


Situation, nachdem alle Philosophen ihre rechte Gabel aufgenommen haben



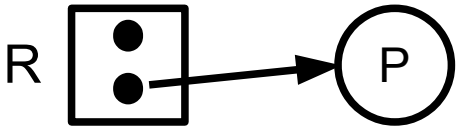
Ressourcen-Zuordnungs-Graph (3)

- Variante für Ressourcen, die mehrfach vorkommen können

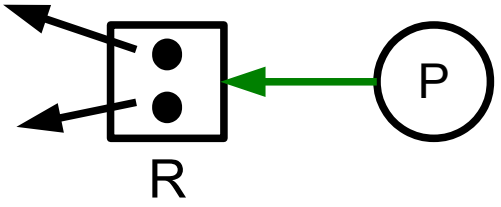


Ressource
(mit zwei Instanzen)

Prozess



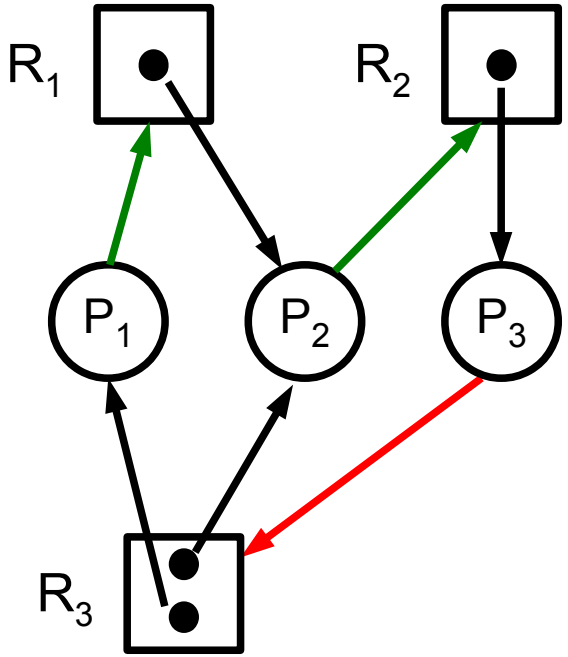
P hat (ein) R belegt

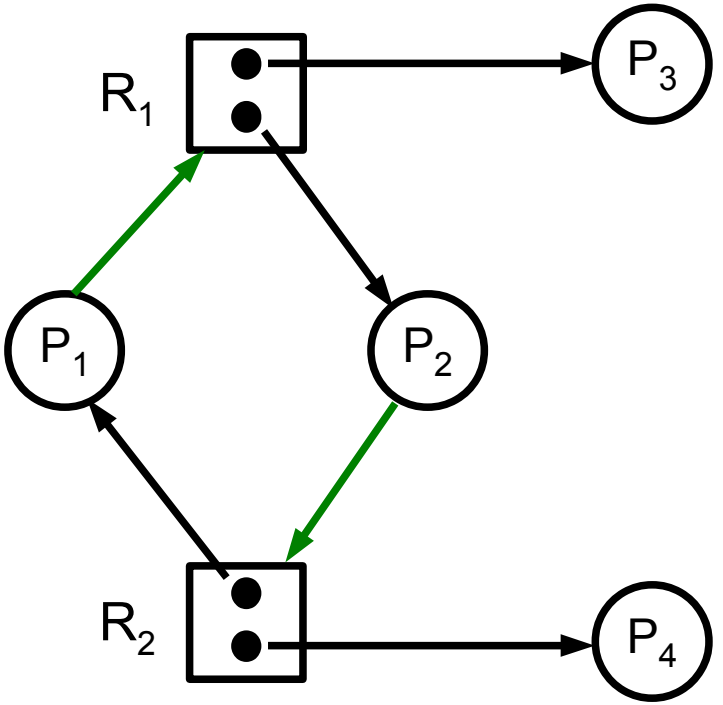


P hat (irgendein)
R angefordert

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!

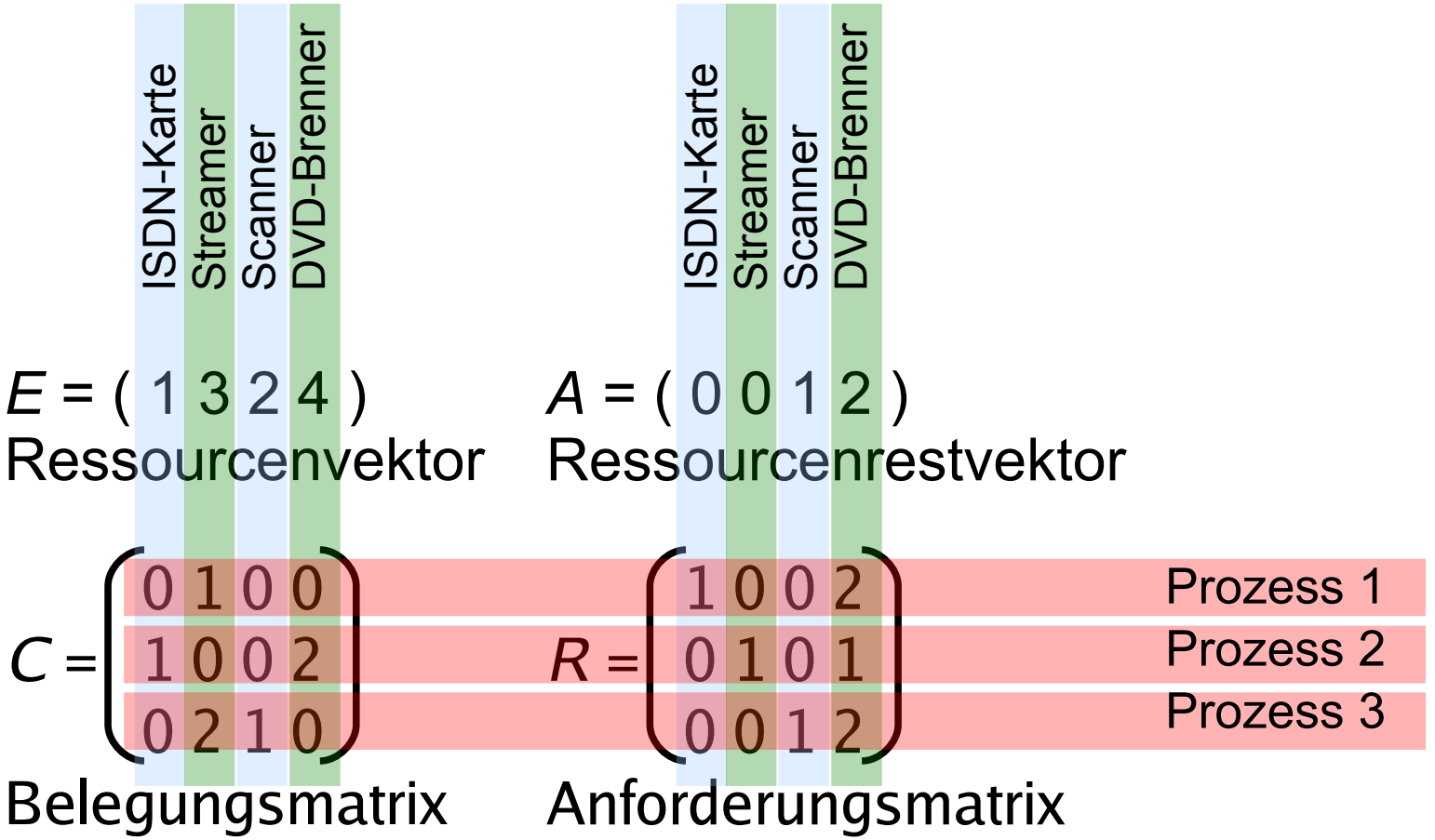
Deadlock-Erkennung (detection) (1)
-Vermeidung (avoidance)
-Verhinderung (prevention)

- Idee: Deadlocks zunächst zulassen
- System regelmäßig auf Vorhandensein von Deadlocks überprüfen und diese dann abstellen
- Nutzt drei Datenstrukturen:
  - Belegungsmatrix
  - Ressourcenrestvektor
  - Anforderungsmatrix

Deadlock-Erkennung (detection) (2)
-Vermeidung (avoidance)
-Verhinderung (prevention)

- *n* Prozesse P_1, ... , P_n
- *m* Ressourcentypen R_1, ... , R_m
  Vom Typ R_i gibt es E_i Ressourcen-Instanzen (i=1,...,m)
  → **Ressourcenvektor** $E = (E_1\ E_2\ ...\ E_m)$
- **Ressourcenrestvektor** *A* (wie viele sind noch frei?)
- **Belegungsmatrix *C***
  C_{ij} = Anzahl Ressourcen vom Typ *j*, die von Prozess *i* belegt sind
- **Anforderungsmatrix *R***
  R_{ij} = Anzahl Ressourcen vom Typ *j*, die Prozess *i* noch benötigt

- Beispiel:


ISDN-Karte
Streamer
Scanner
DVD-Brenner
E = (1 3 2 4)
Ressourcenvektor
A = (0 0 1 2)
Ressourcenrestvektor
C =
0 1 0 0
1 0 0 2
0 2 1 0
Belegungsmatrix
R =
1 0 0 2
0 1 0 1
0 0 1 2
Anforderungsmatrix
Prozess 1
Prozess 2
Prozess 3

Algorithmus

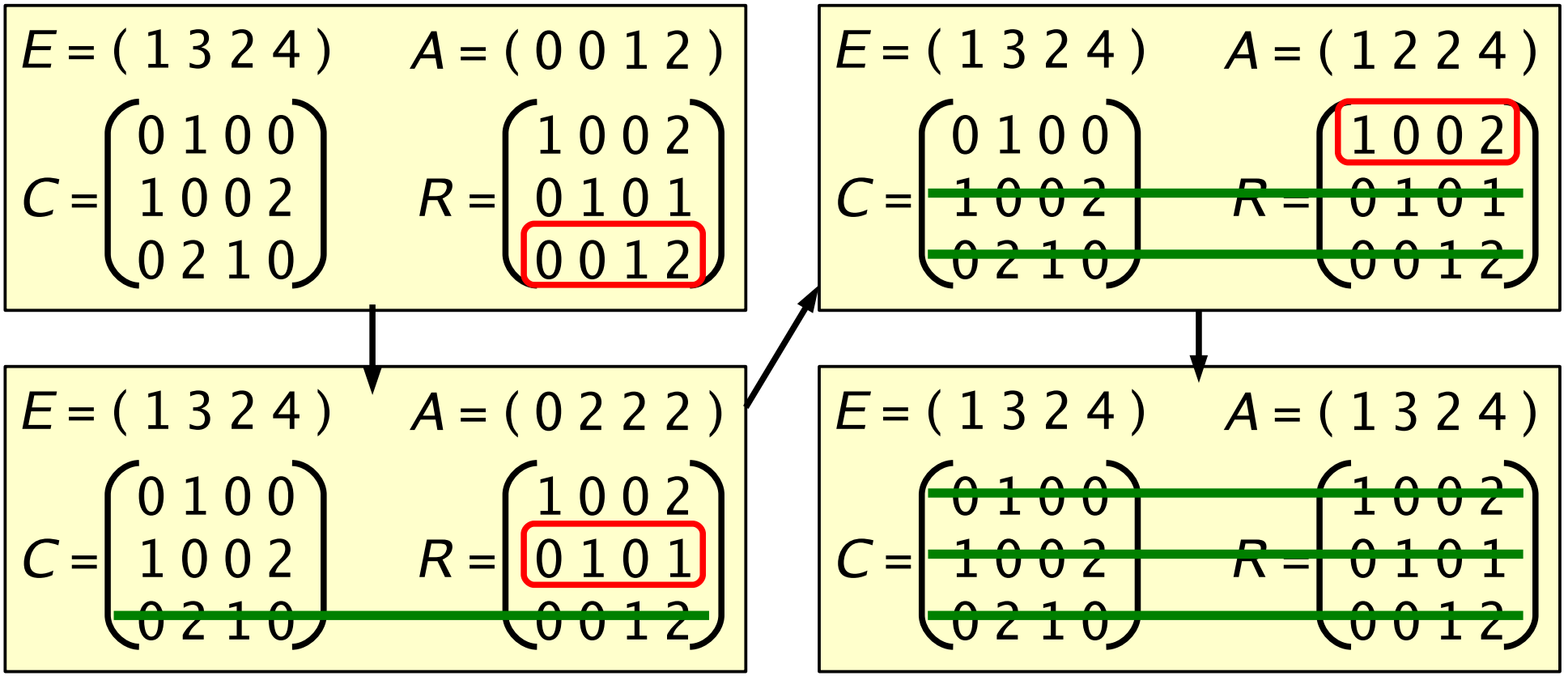
1. Suche einen unmarkierten Prozess P_i, dessen verbleibende Anforderungen vollständig erfüllbar sind, also $R_{ij} \leq A_j$ für alle j
2. Gibt es keinen solchen Prozess, beende Algorithmus
3. Ein solcher Prozess könnte erfolgreich abgearbeitet werden. Simuliere die Rückgabe aller belegten Ressourcen:

   $A := A + C_i$ (i-te Zeile von $\boldsymbol{C}$)

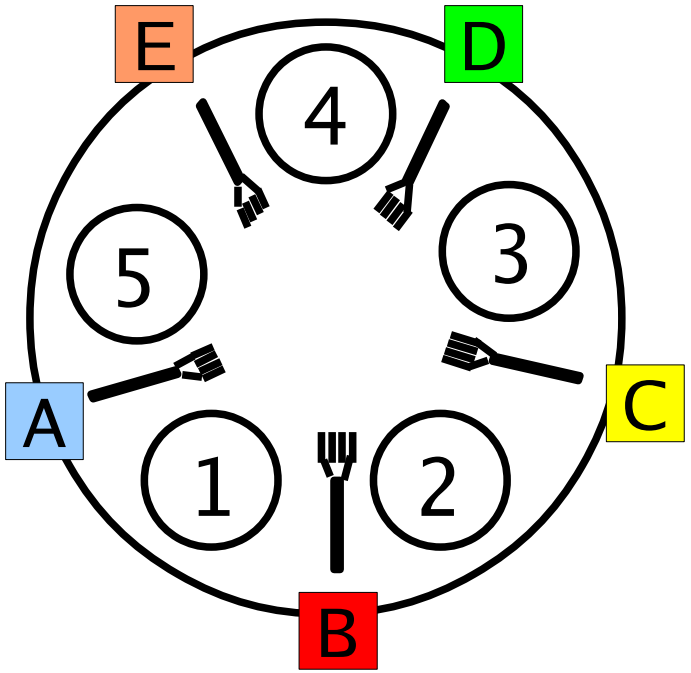
   Markiere den Prozess – er ist nicht Teil eines Deadlocks
4. Weiter mit Schritt 1

Deadlock-Erkennung (detection) (5)
-Vermeidung (avoidance)
-Verhinderung (prevention)

- Alle Prozesse, die nach diesem Algorithmus nicht markiert sind, sind an einem Deadlock beteiligt
- Beispiel



Beispiel (5 Philosophen)



$$E = (1\ 1\ 1\ 1\ 1) \qquad A = (0\ 0\ 0\ 0\ 0)$$

$$C = \begin{pmatrix} 1&0&0&0&0 \\ 0&1&0&0&0 \\ 0&0&1&0&0 \\ 0&0&0&1&0 \\ 0&0&0&0&1 \end{pmatrix} \qquad R = \begin{pmatrix} 0&0&0&0&1 \\ 1&0&0&0&0 \\ 0&1&0&0&0 \\ 0&0&1&0&0 \\ 0&0&0&1&0 \end{pmatrix}$$

A B C D E A B C D E

- Algorithmus bricht direkt ab
- alle Prozesse sind Teil eines Deadlocks

Deadlock-Behebung:
Was tun, wenn ein Deadlock erkannt wurde?

- **Entziehen** einer Ressource?
  In den Fällen, die wir betrachten, unmöglich (ununterbrechbare Ressourcen)
- **Abbruch** eines Prozesses, der am Deadlock beteiligt ist
- **Rücksetzen** eines Prozesses in einen früheren Prozesszustand, zu dem die Ressource noch nicht gehalten wurde
  - erfordert regelmäßiges Sichern der Prozesszustände

Deadlock Avoidance (Vermeidung)

- **Idee:** BS erfüllt Ressourcenanforderung nur dann, wenn dadurch auf keinen Fall ein Deadlock entstehen kann
- Das funktioniert nur, wenn man die **Maximalforderungen aller Prozesse** kennt
  - Prozesse registrieren **beim Start** für alle denkbaren Ressourcen ihren Maximalbedarf
  - für die Praxis i. d. R. irrelevant
  - nur in wenigen Spezialfällen nützlich

Sichere vs. unsichere Zustände

- Ein Zustand heißt **sicher**, wenn es eine Ausführreihenfolge der Prozesse gibt, die auch dann keinen Deadlock verursacht, wenn alle Prozesse sofort ihre maximalen Ressourcen-forderungen stellen.
- Ein Zustand heißt **unsicher**, wenn er nicht sicher ist.
- Unsicher bedeutet nicht zwangsläufig Deadlock!

Banker-Algorithmus (1)

- Idee: Liquidität im Kreditgeschäft
  - Kunden haben eine Kreditlinie (maximaler Kreditbetrag)
  - Kunden können ihren Kredit in Teilbeträgen in Anspruch nehmen, bis die Kreditlinie ausgeschöpft ist – dann zahlen sie den kompletten Kreditbetrag zurück
  - Prüfe bei Kreditanforderung, ob diese die Bank in einem **sicheren** Zustand lässt, was die Liquidität angeht – wird der Zustand unsicher, lehnt die Bank die Auszahlung ab

Banker-Algorithmus (2) – Beispiel

Bank: 1200 €,
900 € verliehen, 300 € Cash

	Max.	Aktueller Kredit
Kunde 1	1000 €	500 €
Kunde 2	400 €	200 €
Kunde 3	900 €	200 €

sicher, denn es gibt folgende Auszahlungs-/Rückzahlungsreihenfolge:

		(Bank)
K2: leiht	200 €	(100 €)
K2: rückz.	400 €	(500 €)
K1: leiht	500 €	(0 €)
K1: rückz.	1000 €	(1000 €)
K3: leiht	700 €	(300 €)
K3: rückz.	900 €	(1200 €)

Bank: 1200 €,
1000 € verliehen, 200 € Cash

	Max.	Aktueller Kredit
Kunde 1	1000 €	500 €
Kunde 2	400 €	200 €
Kunde 3	900 €	300 €

unsicher, weil es keine mögliche Auszahlungsreihenfolge gibt, die die Bank bedienen kann:

		(Bank)
K2: leiht	200 €	(0 €)
K2: rückz.	400 €	(400 €)
~~K1: leiht~~	~~500 €~~	~~(-100 €)~~
~~K3: leiht~~	~~600 €~~	~~(-200 €)~~

(letzte zwei unmöglich)

Banker-Algorithmus (3) – Beispiel

Bank: 1200 €,
900 € verliehen, 300 € Cash

	Max.	Aktueller Kredit
Kunde 1	1000 €	500 €
Kunde 2	400 €	200 €
Kunde 3	900 €	200 €

Kunde 3 fordert 100 € an

Übergang sicher → unsicher nicht zulassen!

Bank: 1200 €,
1000 € verliehen, 200 € Cash

	Max.	Aktueller Kredit
Kunde 1	1000 €	500 €
Kunde 2	400 €	200 €
Kunde 3	900 €	300 €

Kunde 2 fordert 200 € an und zahlt alles zurück

Bank: 400 € Cash

Kunde 1	1000 €	500 €
Kunde 2	400 €	0 €
Kunde 3	900 €	300 €

Banker-Algorithmus (4)

- Datenstrukturen wie bei Deadlock-Erkennung:
  - *n* Prozesse P_1 ... P_n , *m* Ressourcentypen R_1 ... R_m
    mit je E_i Ressourcen-Instanzen (*i*=1,...,*m*)
    → **Ressourcenvektor *E*** = (E_1 E_2 ... E_m)
  - **Ressourcenrestvektor** *A* (wie viele sind noch frei?)
  - **Belegungsmatrix *C***
    C_{ij} = Anzahl Ressourcen vom Typ *j*, die Prozess *i* belegt
  - **Maximalbelegung *Max***:
    Max_{ij} = max. Bedarf, den Prozess *i* an Ressource *j* hat
  - **Maximale zukünftige Anforderungen: *R* = *Max* – *C*,**
    R_{ij} = Anzahl Ressourcen vom Typ *j*, die Prozess *i* noch maximal anfordern kann

Banker-Algorithmus (5)

Anforderung zulassen, falls

- Anforderung bleibt im Limit des Prozesses
- Zustand nach Gewähren der Anforderung ist sicher

Feststellen, ob ein Zustand sicher ist = Annehmen, dass alle Prozesse sofort ihre Maximalforderungen stellen, und dies auf Deadlocks überprüfen
(siehe Algorithmus auf Folie G-67)

Banker-Algorithmus (6) – Beispiel

$$\mathbf{C} = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 2 & 0 & 0 \\ 3 & 0 & 2 \\ 2 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 2 \end{pmatrix} \quad \begin{array}{r} E = (\ 10\ 5\ 7\ ) \\ \rightarrow A = (\ \ 3\ 3\ 2\ ) \end{array} \quad \mathbf{Max} = \begin{pmatrix} 7 & 5 & 3 \\ 3 & 2 & 2 \\ 9 & 0 & 2 \\ 2 & 2 & 2 \\ 4 & 3 & 3 \end{pmatrix} \quad \mathbf{R=Max\text{-}C} = \begin{pmatrix} 7 & 4 & 3 \\ \mathbf{1} & \mathbf{2} & \mathbf{2} \\ 6 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \\ 4 & 3 & 1 \end{pmatrix}$$

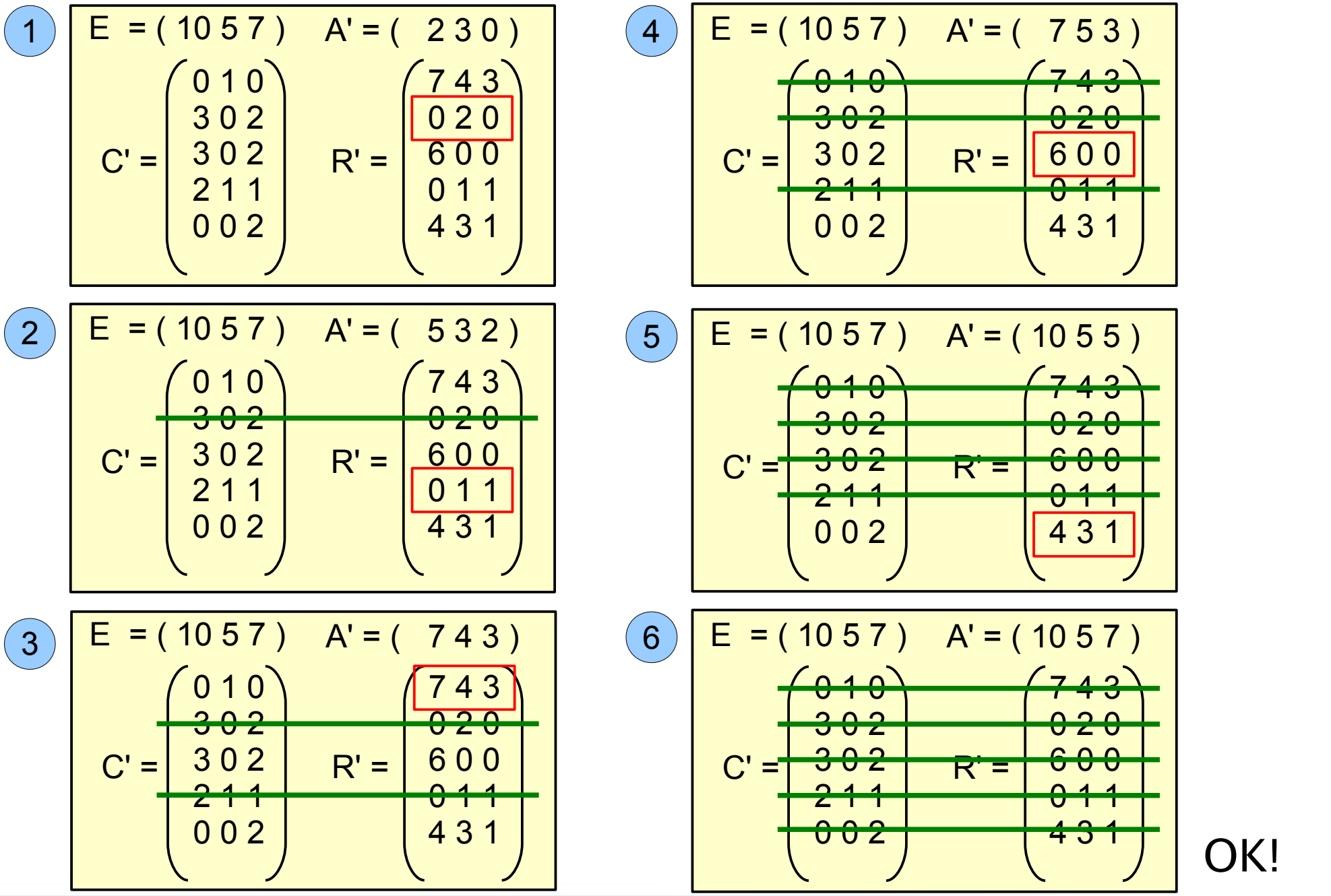
Anforderung (1 0 2) durch Prozess P2 – ok?

1. (1 0 2) < (1 2 2), also erste Bedingung erfüllt
2. Auszahlung simulieren

$$\mathbf{C'} = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ \mathbf{3} & \mathbf{0} & \mathbf{2} \\ 3 & 0 & 2 \\ 2 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 2 \end{pmatrix} \quad \begin{array}{r} E\ \ = (\ 10\ 5\ 7\ ) \\ \rightarrow A' = (\ \ \mathbf{2\ 3\ 0}\ ) \end{array} \quad \mathbf{R'} = \begin{pmatrix} 7 & 4 & 3 \\ \mathbf{0} & \mathbf{2} & \mathbf{0} \\ 6 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \\ 4 & 3 & 1 \end{pmatrix}$$

Jetzt Deadlock-Erkennung durchführen

Deadlock-Vermeidung (avoidance) (9)



Deadlock-Verhinderung (prevention): Vorbeugendes Verhindern

- mache mindestens eine der vier Deadlock-Bedingungen unerfüllbar
  1. gegenseitiger Ausschluss
  2. Hold and Wait
  3. Ununterbrechbarkeit der Ressourcen
  4. Zyklisches Warten
- dann sind keine Deadlocks mehr möglich (denn die vier Bedingungen sind notwendig)

1. Gegenseitiger Ausschluss

- Ressourcen nur dann exklusiv Prozessen zuteilen, wenn es keine Alternative dazu gibt
- Beispiel: Statt mehrerer konkurrierender Prozesse, die einen gemeinsamen Drucker verwenden wollen, einen Drucker-Spooler einführen
  - keine Konflikte mehr bei Zugriff auf Drucker (Spooler-Prozess ist der einzige, der direkten Zugriff erhalten kann)
  - aber: Problem evtl. nur verschoben (Größe des Spool-Bereichs bei vielen Druckjobs begrenzt?)

2. Hold and Wait

- Alle Prozesse müssen die benötigten Ressourcen gleich beim Prozessstart anfordern (und blockieren)
- hat verschiedene Nachteile:
  - Ressourcen-Bedarf entsteht oft dynamisch (ist also beim Start des Prozesses nicht bekannt)
  - verschlechtert Parallelität (Prozess hält Ressourcen über einen längeren Zeitraum)
- Datenbanksysteme: **Two Phase Locking**
  - Sperrphase: Alle Ressourcen erwerben (wenn das nicht klappt → alle sofort wieder freigeben)
  - Zugriffsphase (anschließend Freigabe)

3. Ununterbrechbarkeit der Ressourcen

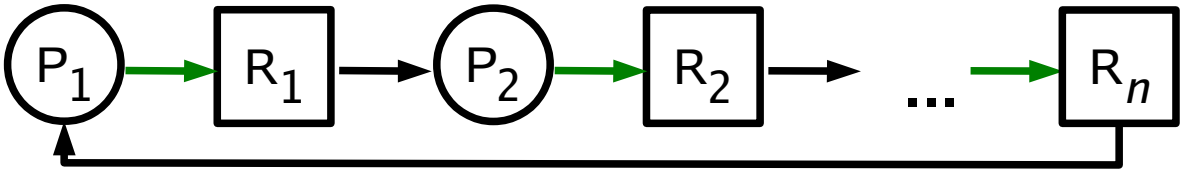
- Ressourcen entziehen?
- siehe Deadlock-Behebung (Abbruch / Rücksetzen)

4. Zyklisches Warten (1)

- Ressourcen durchnumerieren
  - *ord*: **R** = {R_1, ..., R_n} → ℕ, *ord* (R_i) ≠ *ord* (R_j) für $i \neq j$
- Prozess darf Ressourcen nur in der durch ord vorgegebenen Reihenfolge anfordern
  - Wenn *ord* (R) < *ord* (S), dann ist die Sequenz
    ```
    lock (S);
    lock (R);
    ```
    ungültig
- Das macht Deadlocks unmöglich

4. Zyklisches Warten (2)

- Annahme: Es gibt einen Zykel



Für jedes *i* gilt: *ord* (R_i) < *ord* (R_{i+1}) und wegen des Zykels auch *ord* (R_n) < *ord* (R_1), daraus folgt *ord* (R_1) < *ord* (R_1): Widerspruch

- Problem: Gibt es eine feste Reihenfolge der Ressourcenbelegung, die für alle Prozesse geeignet ist?
- reduziert Parallelität (Ressourcen zu früh belegt)