Betriebssysteme 1

SS 2016

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

Foliensatz E: v1.0, 2016/06/05

- 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_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 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

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)

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_zaehler( ) {
  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;
}
```

- 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: **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 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)

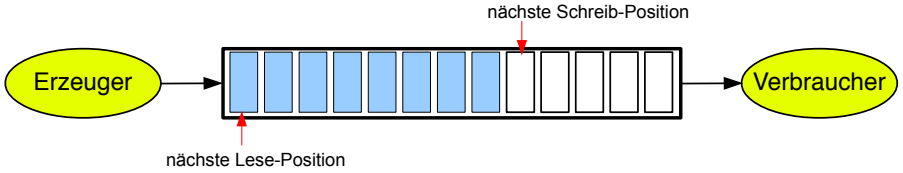
- **Aktives Warten** (**busy waiting**):
  - Ausführen einer Schleife, bis eine Variable einen bestimmten Wert annimmt.
  - Der Thread ist bereit und belegt die CPU.
  - Die Variable muss von einem anderen Thread gesetzt werden.
    - (Großes) Problem, wenn der andere Thread endet.
    - (Großes) Problem, 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 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...

```
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 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)

- 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
    BLOCK_CALLER;
}
```

```
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
    BLOCK_CALLER;
}
```

```
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 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 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

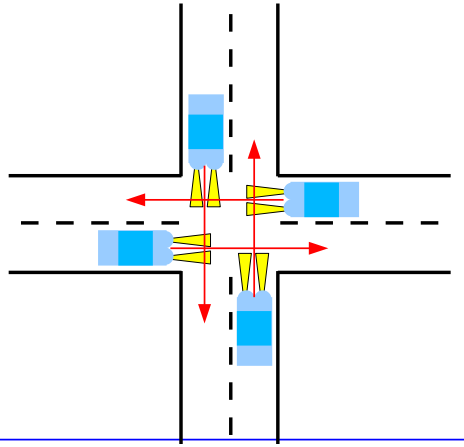
- Einführung
- Ressourcen-Typen
- Hinreichende und notwendige Deadlock-Bedingungen
- Deadlock-Erkennung und -Behebung
- Deadlock-Vermeidung (avoidance): Banker-Algorithmus
- Deadlock-Verhinderung (prevention)

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

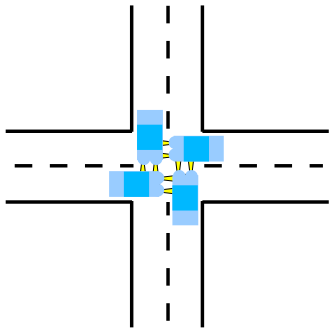
Deadlock: Rechts vor Links (1)

- Der Klassiker: Rechts-vor-Links-Kreuzung

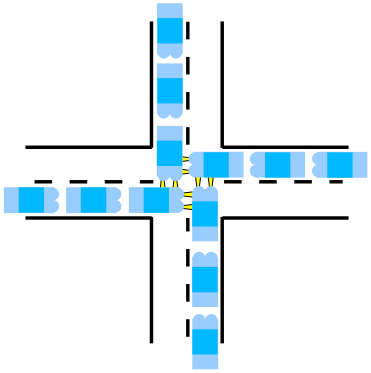


Wer darf fahren?
Potenzieller Deadlock

Deadlock: Rechts vor Links (2)

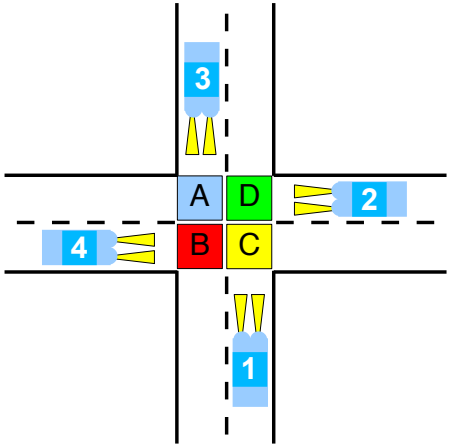


Deadlock, aber behebbar: eines oder mehrere Autos können zurücksetzen



Deadlock, nicht behebbar: beteiligte Autos können nicht zurücksetzen

Deadlock: Rechts vor Links (3)

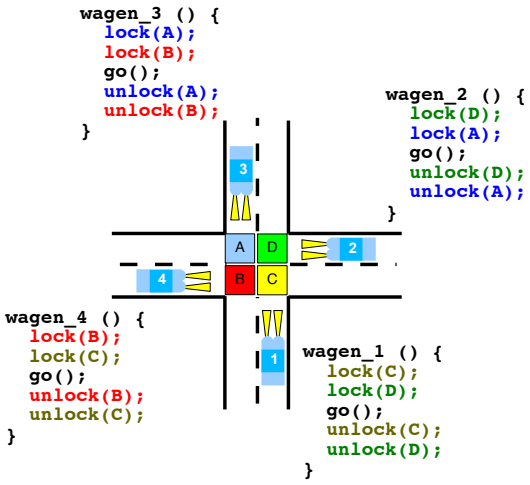


Analyse:

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)



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);
```

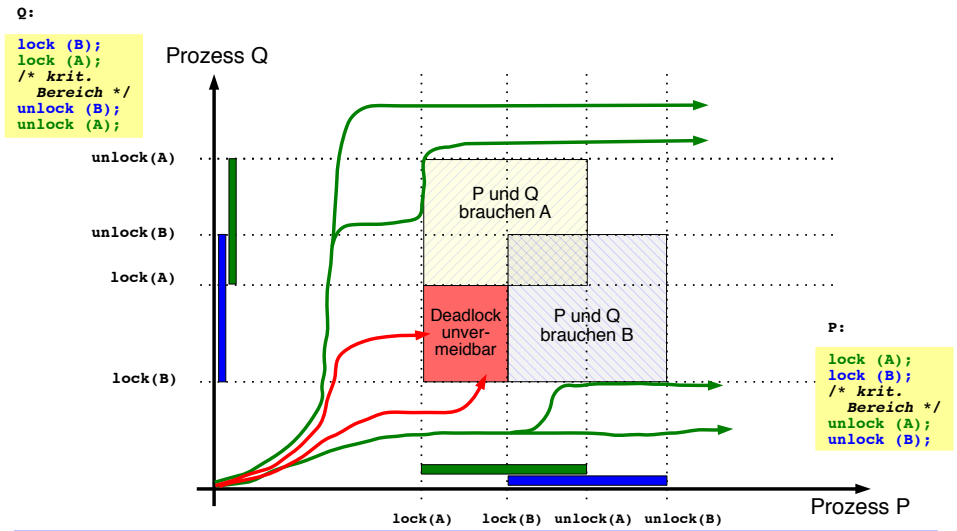
Prozess Q

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

/* krit. Bereich */

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

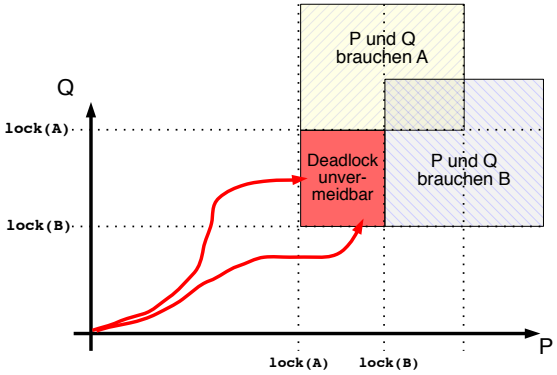
Problematische Reihenfolge:

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

Deadlock: kleinstes Beispiel (2)



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)

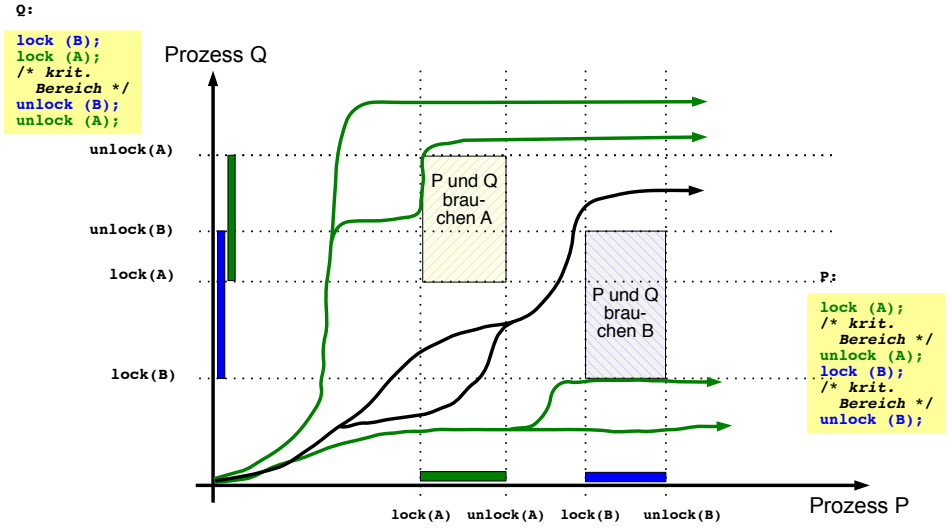
- Problem beheben:
  P benötigt die Locks nicht gleichzeitig

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

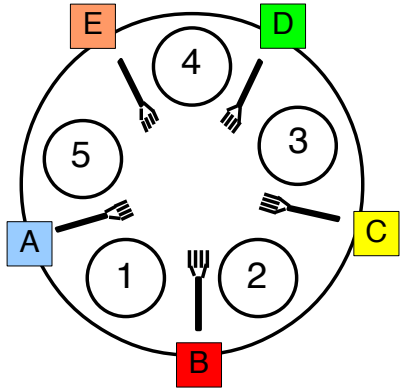
  Jetzt kann kein Deadlock mehr auftreten

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

Deadlock: kleinstes Beispiel (5)



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

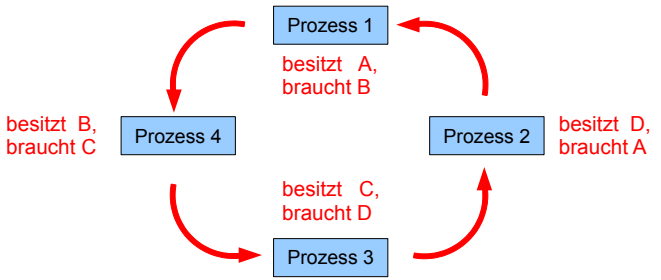
Deadlock-Bedingungen (2)

- (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



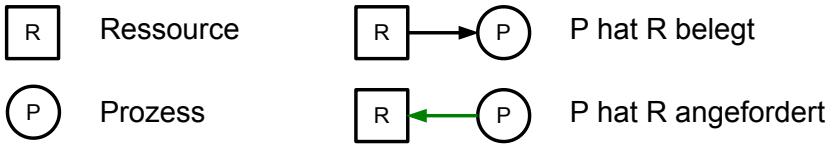
Deadlock-Bedingungen (4)

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

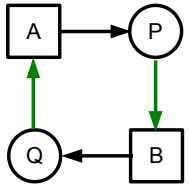
- (1) bis (4) sind **notwendige und hinreichende** Bedingungen für einen Deadlock
- Das zyklische Warten (4) (und dessen Unauflösbarkeit) sind Konsequenzen aus (1) bis (3)
- (4) ist der erfolgversprechendste Ansatzpunkt, um Deadlocks aus dem Weg zu gehen

Ressourcen-Zuordnungs-Graph (1)

- Belegung und (noch unerfüllte) Anforderung grafisch darstellen:

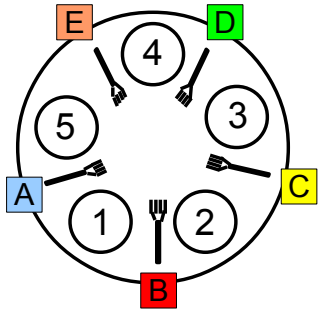


- P, Q aus Minimalbeispiel:
- Deadlock = Kreis im Graph

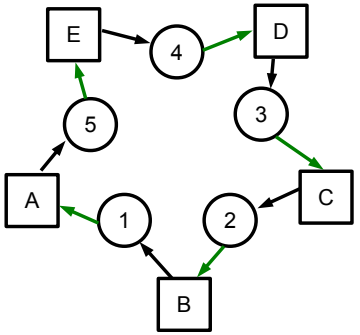


Ressourcen-Zuordnungs-Graph (2)

Philosophen-Beispiel

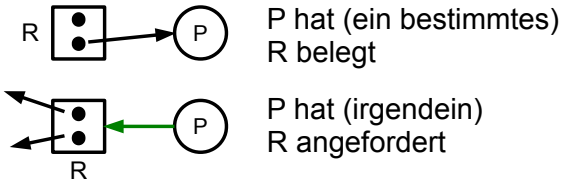


Situation, nachdem alle Philosophen ihre rechte Gabel aufgenommen haben



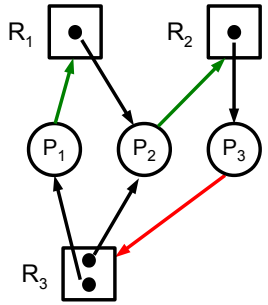
Ressourcen-Zuordnungs-Graph (3)

- Variante für Ressourcen, die mehrfach vorkommen können

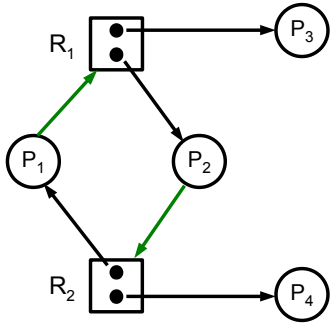


Ressourcen-Zuordnungs-Graph (4)

- 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!