

Betriebssysteme 1

SS 2017

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

Foliensatz E:

- Synchronisation
- Deadlocks

v1.0, 2016/06/05

Einführung (2)

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

```

erhoehe_zaebler( )      Ausgangssituation: w=10
{
  w=read(Adresse);      T1:          T2:
  w=w+1;                w=read(Adresse); // 10
  write(Adresse,w);     w=w+1;          // 11
}                       write(Adresse,w); // 11
                       write(Adresse,w); // 11
                       write(Adresse,w); // 11

```

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

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 (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 (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 (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 (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 (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**.

Einführung (9)

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

```
erhoehe_zaeher( ) {
  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

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 (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)

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?

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)

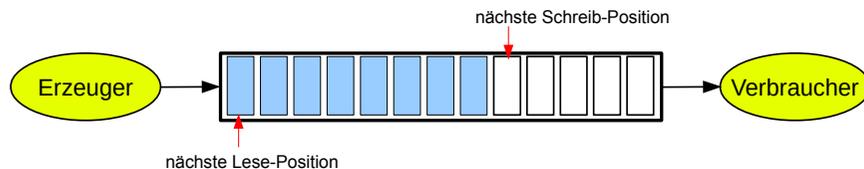
- **Aktives Warten (busy waiting):**
 - Ausführen einer Schleife, bis eine Variable einen bestimmten Wert annimmt.
 - Der Thread ist bereit und belegt die CPU.
 - Die Variable muss von einem anderen Thread gesetzt werden.
 - (Großes) Problem, wenn der andere Thread endet.
 - (Großes) Problem, wenn der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



08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-21

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.

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-23

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 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
    }
}
```

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-22

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-24

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 (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)

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-25

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-27

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();	..

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.

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-26

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-28

Semaphore (2)

- Bei Freigabe eines Semaphors (V- oder **Signal**-Operation): V = (niederl.) vrijgeven
 - einen Thread aus der Warteschlange wecken, falls diese nicht leer ist,
 - Semaphore-Wert um 1 erhöhen (wenn es keinen auf den Semaphore 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 (4)

- Pseudo-Code für Semaphore-Operationen

```
wait (sem) {
    if (sem>0)
        sem--;
    else
        BLOCK_CALLER;
}

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

Semaphore (3)

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

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 \rightarrow Warteschlange
- Bei Freigabe:
 - Warteschlange enthält Threads \rightarrow 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) {                signal (mutex) {
  if (mutex==1)              if (P in QUEUE(mutex)) {
    mutex=0;                  wakeup (P);
  else                        remove (P, QUEUE);
    BLOCK_CALLER;            }
  }                           else
  }                             mutex=1;
                               }

```

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

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

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

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
    }
}
```

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-37

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

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

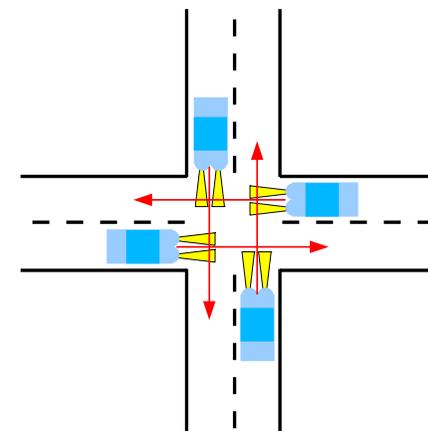
Folie E-39

Deadlocks – Gliederung

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

Deadlock: Rechts vor Links (1)

- Der Klassiker: Rechts-vor-Links-Kreuzung



Wer darf fahren?
Potenzieller Deadlock

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

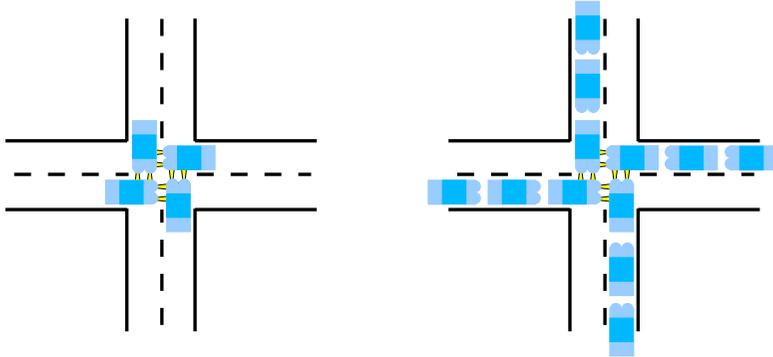
Folie E-38

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-40

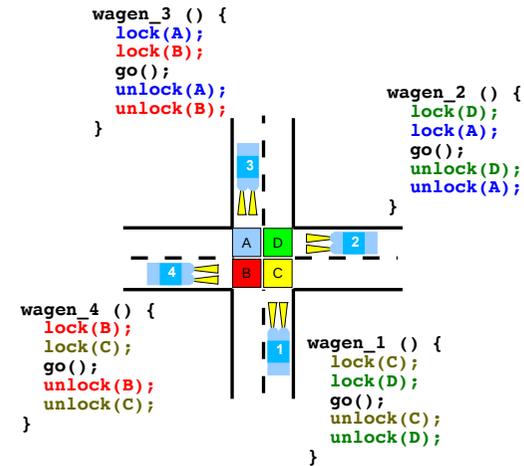
Deadlock: Rechts vor Links (2)



Deadlock, aber behebbar:
eines oder mehrere Autos
können zurücksetzen

Deadlock, nicht behebbar:
beteiligte Autos können nicht
zurücksetzen

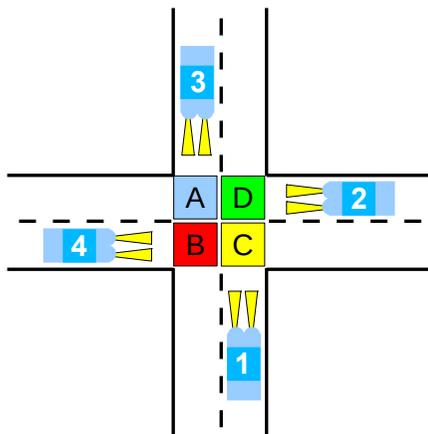
Deadlock: Rechts vor Links (4)



**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: 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: 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);

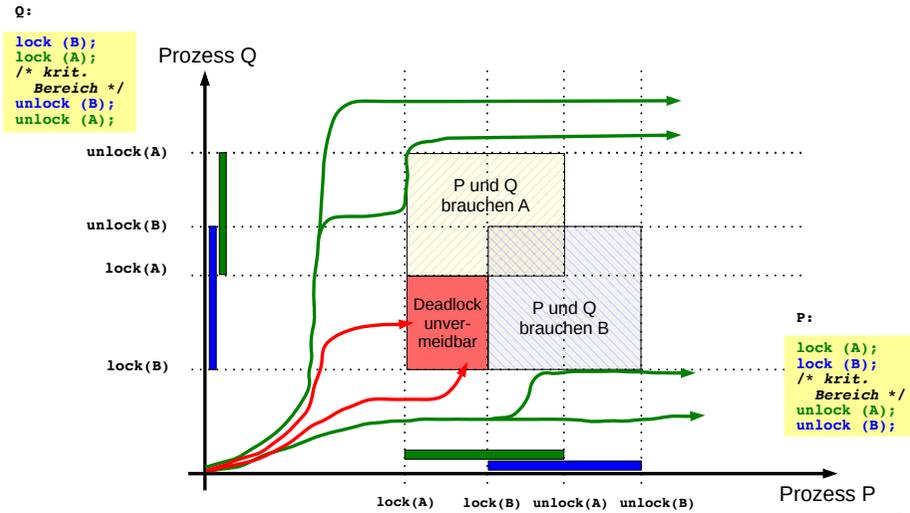
/* krit. Bereich */

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 (4)

- Problem beheben: P benötigt die Locks nicht gleichzeitig

Prozess P	Prozess Q
<pre>lock (A); /* krit. Bereich */ unlock (A);</pre>	<pre>lock (B); lock (A); /* krit. Bereich */</pre>
<pre>lock (B); /* krit. Bereich */ unlock (B);</pre>	<pre>unlock (B); unlock (A);</pre>

- Jetzt kann kein Deadlock mehr auftreten
- Andere Lösung: P und Q fordern A, B in gleicher Reihenfolge an

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

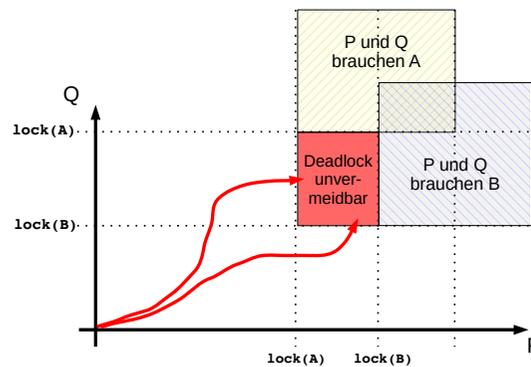
Folie E-45

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-47

Deadlock: kleinstes Beispiel (3)

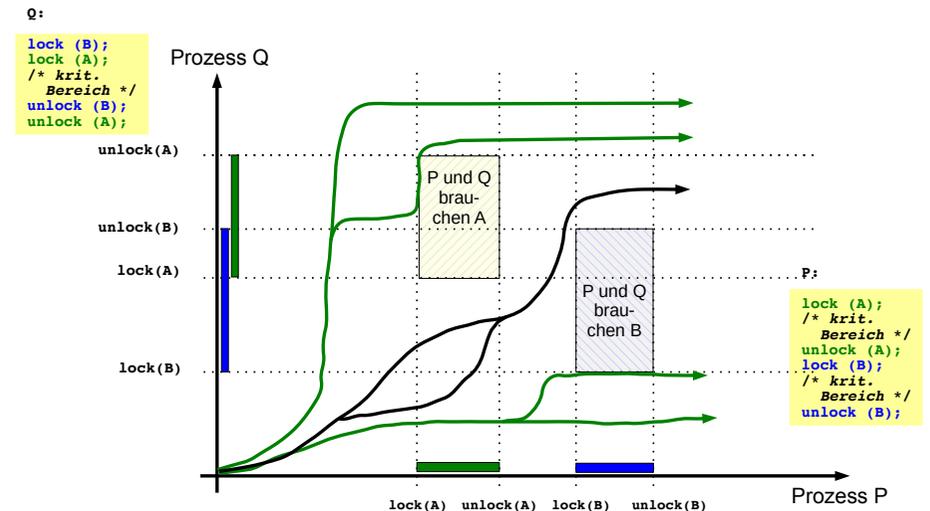


Programmverzahnungen, die zwangsläufig in den Deadlock führen:

oberer roter Weg:
Q: lock(B)
P: lock(A)

unterer roter Weg:
P: lock(A)
Q: lock(B)

Deadlock: kleinstes Beispiel (5)



08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

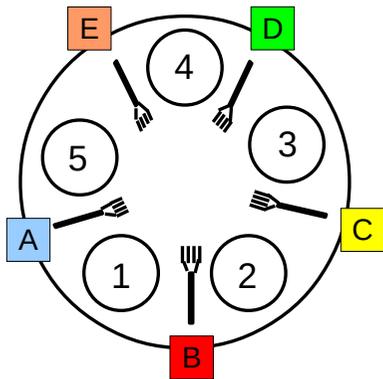
Folie E-46

08.06.2017

Betriebssysteme 1, SS 2017, Hans-Georg Eßer

Folie E-48

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 (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 (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 (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

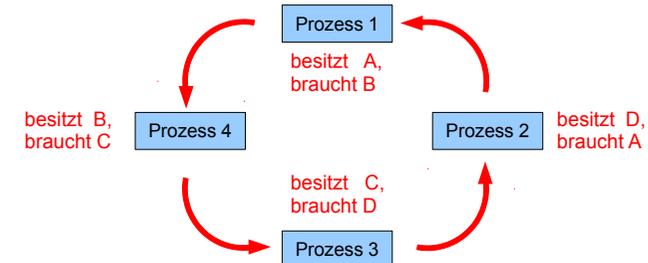
3. Ununterbrechbarkeit der Ressourcen

Die Ressource kann nicht durch das Betriebssystem entzogen werden

Deadlock-Bedingungen (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 (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)

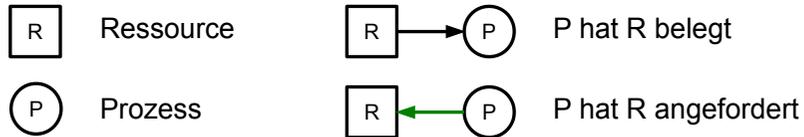
Deadlock-Bedingungen (4)

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

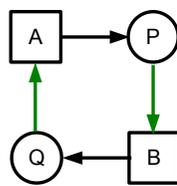
- (1) bis (4) sind **notwendige und hinreichende** Bedingungen für einen Deadlock
- Das zyklische Warten (4) (und dessen Unauflösbarkeit) sind Konsequenzen aus (1) bis (3)
- (4) ist der erfolgversprechendste Ansatzpunkt, um Deadlocks aus dem Weg zu gehen

Ressourcen-Zuordnungs-Graph (1)

- Belegung und (noch unerfüllte) Anforderung grafisch darstellen:

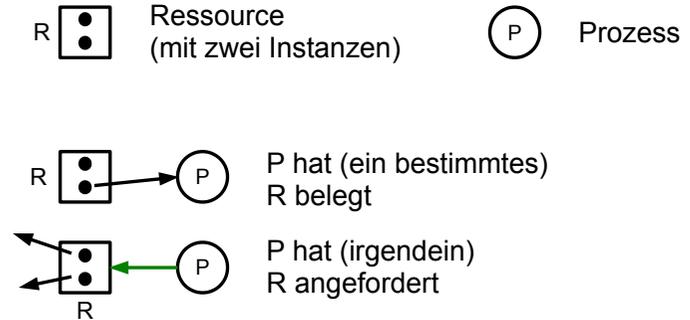


- P, Q aus Minimalbeispiel:
- Deadlock = Kreis im Graph



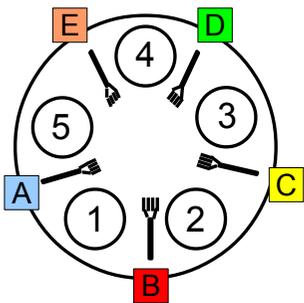
Ressourcen-Zuordnungs-Graph (3)

- Variante für Ressourcen, die mehrfach vorkommen können

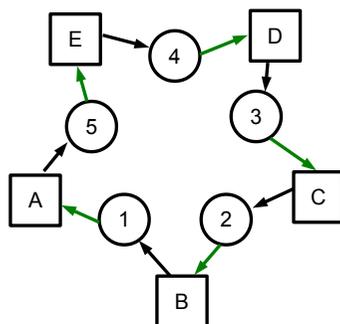


Ressourcen-Zuordnungs-Graph (2)

Philosophen-Beispiel

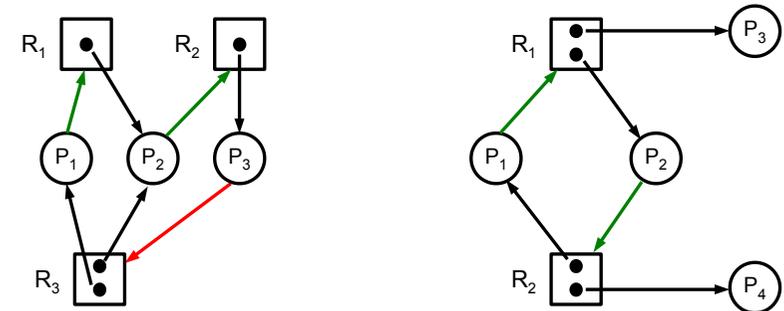


Situation, nachdem alle Philosophen ihre rechte Gabel aufgenommen haben



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!