5. Synchronisation

5. Synchronisation

5.1 Einführung
5.2 Kritische Abschnitte
5.3 Synchr.-Methoden
5.4 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 Prozesse erhöhen einen Zähler

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

Ausgangssituation: w=10

P1:	P2:
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
- 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)

Race Condition als Sicherheitslücke

- Wird von Angreifern genutzt
- Einfaches Beispiel:

```
read(command)
f=open("/tmp/script","w")
write(f,command)
f.close()
chmod("/tmp/script","a+x")
system("/tmp/script")
```

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 auf Daten 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

- 5.1 Einführung, Race Conditions
- 5.2 Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss
- 5.3 Synchronisationsmethoden
  - Programmtechnische Synchronisation
  - Standard-Primitive: Mutexe, Semaphore, Monitore
  - Locking
  - Nachrichten
- 5.4 Deadlocks
  - Definition und Beispiele
  - Deadlocks erkennen

Kritische Abschnitte (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“

Kritische Abschnitte (2)

- Anforderung an parallele Threads:
  - Es darf maximal ein Thread gleichzeitig im kritischen Abschnitt 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 krit. 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 Programmier-fehlern

Programmtechnische Synchr. (1)

1. Versuch: Lock-Variable (wie in Einführung)

- Lock-Variable auf *false* initialisiert
- Prozess, der krit. Bereich betreten will, prüft lock==*false* – wenn Bedingung erfüllt ist:
  - lock=*true* setzen,
  - Bereich betreten und wieder verlassen
  - lock=*false* (zurück)setzen

```
while ( lock ) {
  /* warten */
} ;
lock=true;
kritischer_bereich();
lock=false;
```

- Verschiebt Problem nur auf die Lock-Variable

Programmtechnische Synchr. (2)

2. Versuch: Nächsten Prozess speichern

- Lock-Variable *turn* legt fest, welcher Prozess als nächster den krit. Bereich betreten darf:

```
while (true) {
  while (turn != 1) {
    /* warten */
  };
  kritischer_bereich();
  turn=2;
}
```

```
while (true) {
  while (turn != 2) {
    /* warten */
  };
  kritischer_bereich();
  turn=1;
}
```

- Verhindert Race Conditions
- Aber: kritischer Bereich kann nur abwechselnd betreten werden

Programmtechnische Synchr. (3)

3. Versuch: Für jeden Thread separate Variable, die „Thread ist in krit. Bereich“ anzeigt

```
while (true) {
  C1=true;
  while (C2) {
    /* wait */
  };
  kritischer_bereich();
  C1=false;
}
```

```
while (true) {
  C2=true;
  while (C1) {
    /* wait */
  };
  kritischer_bereich();
  C2=false;
}
```

- Verhindert Race Conditions
- Deadlock tritt auf, wenn beide gleichzeitig den kritischen Bereich betreten wollen

Programmtechnische Synchr. (4)

4. Versuch (Dekker): Kombination aus Lock-Variablen und wechselnder Reihenfolge

```
while (true) {
  C1=true;
  while (C2) {
    if (turn != 1) {
      C1=false;
      while (turn != 1) {
        /* wait */
      };
      C1=true;
    };
  };
  kritischer_bereich();
  turn=2;
  C1=false;
}
```

```
while (true) {
  C2=true;
  while (C1) {
    if (turn != 2) {
      C2=false;
      while (turn != 2) {
        /* wait */
      };
      C2=true;
    };
  };
  kritischer_bereich();
  turn=1;
  C2=false;
}
```


Programmtechnische Synchr. (5)

Alternative: Petersons Algorithmus

```
C1=true;
turn=2;
while (C2 && turn==2)
  /* warten */;
kritischer_abschnitt();
C1=false;
```

```
C2=true;
turn=1;
while (C1 && turn==1)
  /* warten */;
kritischer_abschnitt();
C2=false;
```

Programmtechnische Synchr. (6)

Petersons Algorithmus –
gegenseitiger Ausschluss gewährt:

- Wenn P_1 C_1 auf *true* setzt, kann P_2 seinen kritischen Bereich nicht mehr betreten
- War P_2 schon im kritischen Bereich, dann war C_2 schon *true*, d.h., P_1 durfte nicht in seinen kritischen Bereich

Programmtechnische Synchr. (7)

Petersons Algorithmus –
keine gegenseitige Blockade:

Angenommen, P1 ist in der While-Schleife blockiert, d. h.: C2=true und turn=2 (P1 kann den krit. Bereich betreten, wenn eine der Bedingungen nicht mehr gilt, also entweder C2=false oder turn=1 wird)

Dann nur 2 Möglichkeiten:

- P2 wartet auf Einlass in den krit. Bereich ➞ das kann nicht sein, denn mit turn=2 darf P2 in seinen kritischen Bereich
- P2 nutzt wiederholt den krit. Bereich, monopolisiert Zugang zu ihm ➞ das kann auch nicht sein, weil P2 vor dem Betreten die turn-Variable auf 1 setzt (und damit P1 den Vortritt lassen würde)

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 und passives Warten (1)

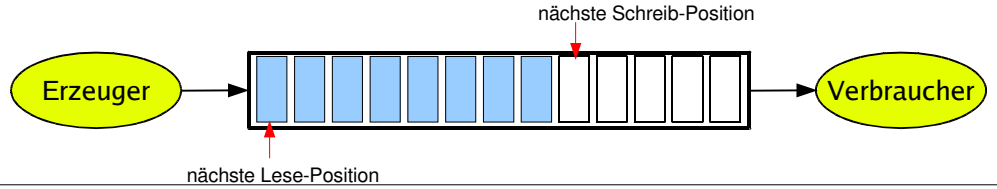
- Aktives Warten (busy waiting):
  - Ausführen einer Schleife, bis eine Variable einen bestimmten Wert annimmt.
  - Der Thread ist bereit und belegt die CPU.
  - Die Variable muss von einem anderen Thread gesetzt werden.
    - (Großes) Problem, wenn der andere Thread endet.
    - (Großes) Problem, wenn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

Aktives und passives Warten (2)

- Passives Warten (sleep and wake):
  - Ein Thread blockiert und wartet auf ein Ereignis, das ihn wieder in den Zustand „bereit“ versetzt.
  - Der blockierte 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

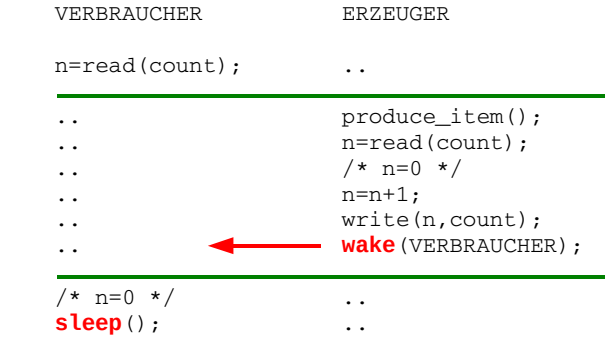
```
#define  N  100                        // Anzahl der Plätze im Puffer
int  count = 0;                        // Anzahl der belegten Plätze im Puffer

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):
  - 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):
  - 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);
```


Semaphore (3)

- Variante: Negative Semaphor-Werte
  - Semaphor zählt Anzahl der wartenden Threads
  - Anfordern (WAIT):
    - Semaphor-Wert um 1 erniedrigen (~~falls er positiv ist~~)
    - 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 (~~wenn es keinen auf den Semaphor wartenden Thread gibt~~)

Semaphore (4)

Standard-Variante: Semaphor kann nur Werte ≥ 0 annehmen

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

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

Variante: Semaphor auch negativ, speichert Größe der Warteschlange

```
wait (sem) {
  if (sem<1)
    BLOCK_CALLER;
  sem--;
}
```

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

```
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
  }
}
```


Monitore (1)

Motivation

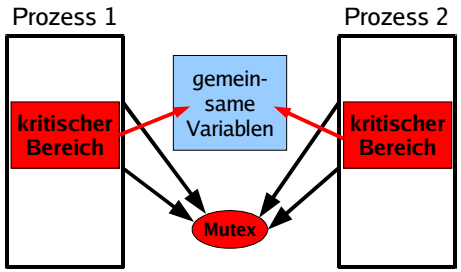
- Arbeit mit Semaphoren und Mutexen zwingt den Programmierer, vor und nach jedem kritischen Bereich wait() und signal() aufzurufen
- Wird dies ein einziges Mal vergessen, funktioniert die Synchronisation nicht mehr
- **Monitor** kapselt die kritischen Bereiche
- Monitor muss von Programmiersprache unterstützt werden (z.B. Java, Concurrent Pascal)

Monitore (2)

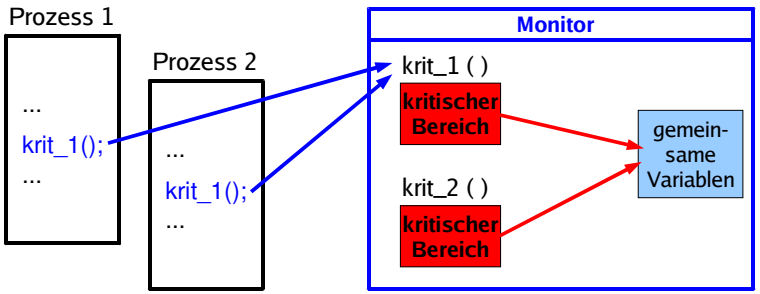
- **Monitor:** Sammlung von Prozeduren, Variablen und speziellen Bedingungsvariablen:
  - Prozesse können die Prozeduren des Monitors aufrufen, können aber nicht von außerhalb des Monitors auf dessen Datenstrukturen zugreifen.
  - Zu jedem Zeitpunkt kann nur ein einziger Prozess aktiv im Monitor sein (d. h.: eine Monitor-Prozedur ausführen).
- Monitor wird durch Verlassen der Monitorprozedur frei gegeben

Monitore (3)

Mutex



Monitor



Monitore (4)

Einfaches Beispiel: Zugriff auf eine Festplatte; mit Mutex

```
mutex disk_access = 1;
```

```
wait (disk_access);
// Daten von der Platte lesen
signal (disk_access);

wait (disk_access);
// Daten auf die Platte schreiben
signal (disk_access);
```

Gleiches Beispiel, mit Monitor

```
monitor disk {
  entry read (diskaddr, memaddr) {
    // Daten von der Platte lesen
  };
  entry write (diskaddr, memaddr) {
    // Daten auf die Platte schreiben
  };
  init () {
    // Gerät initialisieren
  };
};
```

```
disk.read (da, ma);

disk.write (da, ma);
```


Monitor (5)

- Monitor ist ein Konstrukt, das Teil einer Programmiersprache ist
- Compiler – und nicht der Programmierer – ist für gegenseitigen Ausschluss zuständig
- Umsetzung (durch den Compiler) z. B. mit Semaphor/Mutex:

– `monitor disk`	→	`semaphore m_disk = 1;`
– `entry funktion () { /* Code */ }`	→	`void funktion () { wait (m_disk); /* Code */ signal (m_disk); }`
– `disk.funktion();`	→	`funktion();`

Monitor (6)

- Monitor-Konzept erinnert an
  - Klassen (objektorientierte Programmierung)
  - Module (modulare Programmierung)
- Kapselung der Prozeduren und Variablen (außer über als public deklarierte Prozeduren kein Zugriff auf Monitor)
- Einfaches und übersichtliches Verfahren, um kritische Bereiche zu schützen, aber:
- Was tun, wenn ein Prozess im Monitor blockieren muss?

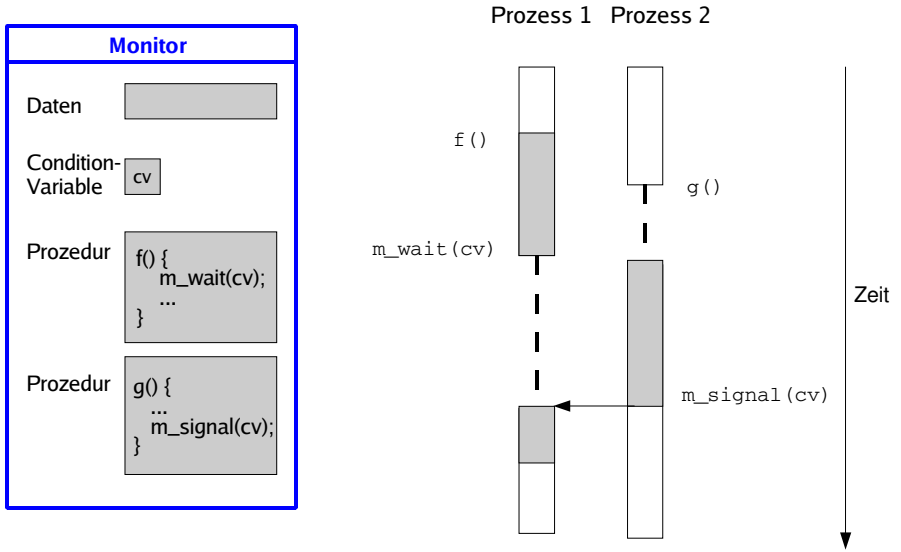
Monitor (7)

Zustandsvariablen (condition variables)

Idee: Prozess in Monitor muss darauf warten, dass eine bestimmte Bedingung (condition) erfüllt ist. Für jede „Zustandsvariable“ Wait- und Signal-Funktionen:

- **m_wait** (var): aufrufenden Prozess sperren (er gibt den Monitor frei)
- **m_signal** (var): gesperrten Prozess entsperren (weckt einen Prozess, der den Monitor mit m_wait() verlassen hat);
  erfolgt unmittelbar vor Verlassen des Monitors

Monitore (8)



Monitore (9)

- Gesperrte Prozesse landen in einer Warteschlange, die der Zustandsvariable zugeordnet ist
- Interne Warteschlangen haben Vorrang vor Prozessen, die von außen kommen
- Implementation mit Mutex/Semaphor:

```
conditionVariable {
  int queueSize = 0;
  mutex m;
  semaphore waiting;

  wait() {
     m.lock();
     queueSize++;
     m.release();
     waiting.down();
  }
```

```
  signal() {
     m.lock();
     while (queueSize > 0){
        // alle wecken
        queueSize--;
        waiting.up();
     }
     m.release();
  }

}
```

Monitore (10)

Erzeuger-Verbraucher-Problem mit Monitor

```
monitor iostream {
  item buffer;
  int count;
  const int bufsize = 64;
  condition nonempty, nonfull;

  entry append(item x) {
    while (count == bufsize) m_wait(nonfull);
    put(buffer, x); // put ist lokale Prozedur
    count = 1;
    m_signal(nonempty);
  }

  entry remove(item x) {
    while (count == 0) m_wait(nonempty);
    get(buffer, x); // get ist lokale Prozedur
    count = 0;
    m_signal(nonfull);
  }

  init() {
    count = 0;  // Initialisierung
  }
}
```

Quelle: Prof. Scheidig, Univ. Saarbrücken, http://hssun5.cs.uni-sb.de/lehrstuhl/WS0607/Vorlesung_Betriebssysteme/ - angepasst an C-artige Syntax

Java und Monitore (1)

- Java verwendet Monitore zur Synchronisation
- Schlüsselwort „synchronized“
- Klasse, in der alle Methoden synchronized sind, ist ein Monitor
- Keine benannten Zustandsvariablen
- Warteschlangen:
  - m_wait: wait
  - m_signal: notify (weckt einen Prozess)
    notifyAll (weckt alle Prozesse)

Java und Monitore (2)

```
class BoundedBuffer extends MyObject {
   private int size = 0;
   private double[] buf = null;
   private int front = 0, rear = 0,
     count = 0;

   public BoundedBuffer(int size) {
      this.size = size;
      buf = new double[size];
   }

   public synchronized void
   deposit(double data) {
      while (count == size) wait();
      buf[rear] = data;
      rear = (rear+1) % size;
      count++;
      if (count == 1) notify();
   }

   public synchronized double fetch() {
      double result;
      while (count == 0) wait();
      result = buf[front];
      front = (front+1) % size;
      count--;
      if (count == size-1) notify();
      return result;
   }
}
```

Quelle: http://www.mcs.drexel.edu/~shartley/ConcProgJava/Monitors/bbse.java

Locking (1)

Locking erweitert die Funktionalität von Mutexen, indem es verschiedene Lock-Modi (Zugriffsarten) unterscheidet, und deren „Verträglichkeit“ miteinander festlegt:

- Concurrent Read: Lesezugriff, andere Schreiber erlaubt.
- Concurrent Write: Schreibzugriff, andere Schreiber erlaubt.
- Protected Read: Lesezugriff, andere Leser erlaubt, aber keine Schreiber (share lock)
- Protected Write: Schreibzugriff, andere Leser erlaubt, aber kein weiterer Schreiber (update lock)
- Exclusive: Schreibzugriff, keine anderen Zugriffe erlaubt

Locking (2)

	concurrent read	concurrent write	protected read	protected write	exclusive
concurrent read	X	X	X	X	-
concurrent write	X	X	-	-	-
protected read	X	-	X	-	-
protected write	X	-	-	-	-
exclusive	-	-	-	-	-

Locking (3)

- Thread fordert Lock in bestimmtem Modus an.
  - Ist der Lock-Modus mit den vorhandenen Locks anderer Threads verträglich, wird das Lock gewährt.
  - Ist der Lock-Modus zu einem Lock eines anderen Threads unverträglich, blockiert der Thread, bis das Lock gewährt werden kann.
- Locking-Mechanismen werden implementiert
  - vom Betriebssystem
  - von Anwendungsprogrammen (speziell Datenbanken)

Nachrichten (1)

- Nachrichtenaustausch über zwei Systemaufrufe
  - `send (destination, &message);`
  - `receive (source, &message);`
- Synchrone Kommunikation:
  Threads blockieren, wenn *send* bzw. *receive* nicht sofort ausgeführt werden können, z. B. weil
  - die Gegenseite keinen entsprechenden Befehl abgesetzt hat,
  - ein Zwischenpuffer für die Nachrichten voll bzw. leer ist.

Nachrichten (2)

- Vorteil: funktioniert auch bei Systemen ohne gemeinsamen Hauptspeicher (distributed systems, client-server-computing)
- Nachteile:
  - aufwändiger durch Duplizieren der Daten
  - Verwaltung der Namen für Quelle und Ziel nötig
  - Vorkehrungen gegen Verlust der Meldung nötig
- Implementierung z. B. durch Pipes oder Mailslots (Windows) oder RPCs.
- Auch Broadcast an mehrere Prozesse möglich

Nachrichten (3)

- **synchron** vs. **asynchron**
  - synchron: *send* / *receive* blockieren, bis zugehörige Operation auf Gegenseite abgeschlossen ist
  - asynchron: *send*-Call kehrt sofort zurück; Erfolg des Versands ist evtl. überprüfbar, z. B.:
    - Gegenseite schickt explizit Antwort
    - Messaging-System sendet Signal bei Zustellung
- **verbindungsorientiert** vs. **verbindungslos**
  - verbindungsorientiert: „stehende Verbindung“ (TCP)
  - verbindungslos (vgl. UDP)

Beispiel für Nachrichten

Zwei Prozesse wechseln sich im Zugriff ab

```
void funktion (int id) {
  int otherid = 1 - id;
  char message[10] = "";
  // ein Prozess darf zuerst; ID 0
  if (id==0) {
    message = "go";
  }
  // unkritische Befehle
  while message != "go" {
    receive (otherid, &message);
  }
  // kritischer Bereich
  send (otherid, "go");
  message = "";
  // mehr unkritische Befehle
}
```

p0 ruft *funktion(0)* auf,
p1 ruft *funktion(1)* auf.

p0 darf zuerst in
den kritischen Bereich

Synchronisation im Linux-Kernel

- Atomare Operationen
  - auf Integer-Variablen
    (atomic_set, atomic_add, atomic_inc, ...)
  - Bit-Operationen auf Bitvektoren
    (set_bit, clear_bit, test_and_set, ...)
- Spin Locks / Reader-Writer Spin Locks
- Semaphore / Reader-Writer-Semaphore

Atomare Integer-Operationen (1)

- Neuer Typ *atomic_t* (24 Bit Integer)
- Initialisierung: *atomic_t var =* ***ATOMIC_INIT****(0);*
- Wert setzen: ***atomic_set*** *(&var, wert);*
- Addieren: ***atomic_add*** *(wert, &var);*
- ++: ***atomic_inc*** *(&var);*
- Subtrahieren: ***atomic_sub*** *(wert, &var);*
- --: ***atomic_dec*** *(&var);*
- Auslesen: *int i =* ***atomic_read*** *(&var);*

Atomare Integer-Operationen (2)

- *res =* ***atomic_sub_and_test*** *(i, &var);*
  zieht atomar i von var ab.
  - Rückgabewert true, falls Ergebnis 0 ist;
  - Rückgabewert false, falls Ergebnis nicht 0
- *res =* ***atomic_dec_and_test*** *(&var);*
  res = ***atomic_inc_and_test*** *(&var);*
  führt atomar *var--;* bzw. *var++;* aus.
  - Rückgabewert true, falls Ergebnis 0 ist;
  - Rückgabewert false, falls Ergebnis nicht 0

Atomare Integer-Operationen (3)

- *res =* ***atomic_add_negative*** *(i, &var);*
  addiert atomar *i* zu *var*.
  - Rückgabewert true, falls Ergebnis negativ ist;
  - Rückgabewert false, falls Ergebnis ≥ 0 ist

Atomare Bit-Operationen (1)

- Einzelne Bits in Bitvektoren setzen
- Datentyp: beliebig, z. B.
  unsigned long bitvektor = 0;
  - nur über Pointer ansprechen
  - Anzahl der setz-/testbaren Bits hängt von Größe des verwendeten Datentyps ab
- ***set_bit*** *(i, &bitvektor);* *i*-tes Bit setzen
- ***clear_bit*** *(i, &bitvektor);* *i*-tes Bit löschen
- ***change_bit*** *(i, &bitvektor);* *i*-tes Bit kippen

Atomare Bit-Operationen (2)

- Test-and-Set-Operationen geben zusätzlich den vorherigen Wert des jeweiligen Bits zurück
  - *b =* ***test_and_set_bit*** *(i, &bitvektor);*
  - *b =* ***test_and_clear_bit*** *(i, &bitvektor);*
  - *b =* ***test_and_change_bit*** *(i, &bitvektor);*
- Einzelne Bits auslesen
  - *b =* ***test_bit*** *(i, &bitvektor);*
- Suchfunktionen
  - *pos =* ***find_first_bit*** *(&bitvektor, laenge);*
  - *pos =* ***find_first_zero_bit*** *(&bitvektor, laenge);*

Spin Locks (1)

- Lock mit Mutex-Funktion: Gegenseitiger Ausschluss
- Code, der ein Spin Lock anfordert und nicht erhält, läuft in Schleife weiter, bis das Lock verfügbar wird („spinning“)
- Typ: *spinlock_t*

```
spinlock_t xy_lock = SPIN_LOCK_UNLOCKED

spin_lock (&xy_lock);
/* kritischer Abschnitt */
spin_unlock (&xy_lock);
```


Spin Locks (2)

- Da Spin Locks nicht schlafen, kann man sie in Interrupt-Handlern verwenden
- In dem Fall: zusätzlich Interrupts sperren:

```
spinlock_t xy_lock = SPIN_LOCK_UNLOCKED
unsigned long flags;

spin_lock_irqsave (&xy_lock, flags);
/* kritischer Abschnitt */
spin_unlock_irqrestore (&xy_lock, flags);
```

(aktuelle Interrupts in *flags* sichern, dann sperren bzw. ursprünglichen Zustand wiederherstellen)

Spin Locks (3)

- Wenn zu Beginn alle Interrupts aktiviert sind, geht es auch einfacher:

```
spinlock_t xy_lock = SPIN_LOCK_UNLOCKED

spin_lock_irq (&xy_lock);
/* kritischer Abschnitt */
spin_unlock_irq (&xy_lock);
```

schaltet alle Interrupts aus bzw. wieder an

- Spin Locks sind nicht „rekursiv“, d.h.: es ist nicht möglich, das gleiche Spin Lock zweimal nacheinander anzufordern, etwa beim rekursiven Aufruf einer Funktion

Spin Locks (4)

- Um Blockieren zu vermeiden, ist Lock-Abfrage mit *spin_is_locked (&xy_lock);* möglich
- Locking-Versuch mit *spin_try_lock*:

```
if ( spin_try_lock (&xy_lock) ) {
  /* kritischer Abschnitt */
  spin_unlock (&xy_lock);
} else {
  /* durfte nicht in den kritischen Abschnitt */
}
```

- Beide Funktionen sollte man nicht verwenden: Entweder braucht man das Lock (und muss dann ggf. warten), oder man braucht es nicht...

Reader Writer Locks (1)

- Alternative zu normalen Locks, die mehrere Lesezugriffe zulässt – bei schreibendem Zugriff aber exklusiv (wie ein normales Lock) ist

```
rwlock_t xy_rwlock = RW_LOCK_UNLOCKED;
```

Lesender Code

```
read_lock (&xy_rwlock) ) {
  /* kritischer Abschnitt,
     read-only */
read_unlock (&xy_rwlock);
```

Schreibender Code

```
write_lock (&xy_rwlock) ) {
  /* kritischer Abschnitt,
     read & write */
write_unlock (&xy_rwlock);
```

- Nur bei klarer Trennung zwischen lesenden / schreibenden Programmteilen!

Reader Writer Locks (2)

-

	Es gibt schon einen Leser	Es gibt schon einen Schreiber	Noch keine Sperre
`read_lock(&lck)`	erfolgreich	schlägt fehl	erfolgreich
`write_lock(&lck)`	schlägt fehl	schlägt fehl	erfolgreich

- Auch hier Varianten für Interrupt-Behandlung:
  - read_lock_irq — read_unlock_irq
  - read_lock_irqsave — read_unlock_irqrestore
  - write_lock_irq — write_unlock_irq
  - write_lock_irqsave — write_unpock_irqrestore

Semaphore (1)

- Kernel-Semaphore sind „schlafende“ Locks
- Ist ein Semaphor schon gelockt, werden weitere Interessenten in eine Warteschlange eingereiht.
- Bei Freigabe eines Semaphors wird der erste wartende Thread in der Warteschlange geweckt
- Semaphore eignen sich für Sperren, die über einen längeren Zeitraum gehalten werden
  - keine Verschwendung von Rechenzeit

Semaphore (2)

- Semaphore sind nur im Prozess-Kontext einsetzbar, nicht in Interrupt-Handlern (Interrupt-Handler werden nicht vom Scheduler behandelt)
- Code, der einen Semaphor verwenden will, darf nicht bereits ein normales Lock besitzen (Semaphor-Zugriff kann dazu führen, dass der Thread sich schlafen legt.)
- Semaphore können auch mehr als einen Thread auf die Ressource zugreifen lassen

Semaphore (3)

Typ: *semaphore*

Statische Deklaration

```
static DECLARE_SEMAPHORE_GENERIC (name, count);
static DECLARE_MUTEX (name);            /* count=1 */
```

Dynamische Semaphor-Erzeugung

```
sema_init (&sem,count);
init_MUTEX (&sem);                      /* count=1 */
```

- Verwendung mit *up()* und *down()*

```
down (&sem);
/* kritischer Abschnitt */
up (&sem);
```


Semaphore (4)

- Varianten von *down()*
  - *down (&sem);*
    nicht unterbrechbarer Schlaf, falls Semaphor nicht verfügbar
  - *down_interruptible (&sem);*
    unterbrechbarer Schlaf, falls Sem. nicht verfügbar
  - *down_trylock (&sem);*
    versucht, den Semaphor zu erhalten – falls das nicht gelingt, kehrt die Funktion sofort mit False-Wert zurück

Semaphore (5)

- Beispiel für *down_trylock()*

```
/* Auszug aus /usr/src/linux/kernel/printk.c */

if (!down_trylock(&console_sem)) {
    console_locked = 1;
    /*
     * We own the drivers.  We can drop the spinlock and let
     * release_console_sem() print the text
     */
    spin_unlock_irqrestore(&logbuf_lock, flags);
    console_may_schedule = 0;
    release_console_sem();
    /* Funktion release_console_sem() führt up(&console_sem); aus */
} else {
    /*
     * Someone else owns the drivers.  We drop the spinlock, which
     * allows the semaphore holder to proceed and to call the
     * console drivers with the output which we just produced.
     */
    spin_unlock_irqrestore(&logbuf_lock, flags);
}
```

Reader-Writer-Semaphore (1)

- Analog zu Reader Writer Locks:
  Typ *rw_semaphore*, der spezielle Up- und Down-Operationen für Lese- und Schreibzugriff erlaubt
- Alle Reader-Writer-Semaphore sind Mutexe (Zähler ist bei Initialisierung immer 1)

Statische Deklaration

```
static DECLARE_RWSEM (name);
```

Dynamische Semaphor-Erzeugung

```
init_rwsem (&sem);
```


Deadlocks

Reader-Writer-Semaphore (2)

```
static DECLARE_RWSEM (xy_rwsem);
```

Lesender Code

```
down_read (&xy_rwsem) ) {
  /* kritischer Abschnitt,
     read-only */
up_read (&xy_rwsem);
```

Schreibender Code

```
down_write (&xy_rwsem) ) {
  /* kritischer Abschnitt,
     lesen und schreiben */
up_write (&xy_rwsem);
```

Genau wie bei Reader Writer Locks:

	Es gibt schon einen Leser	Es gibt schon einen Schreiber	Noch keine Sperre
`down_read(&sem)`	erfolgreich	schlägt fehl	erfolgreich
`down_write(&sem)`	schlägt fehl	schlägt fehl	erfolgreich

Deadlocks – Gliederung

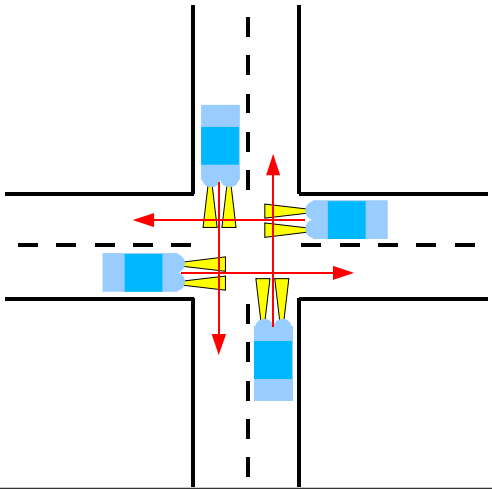
- Einführung
- Ressourcen-Typen
- Hinreichende und notwendige Deadlock-Bedingungen
- Deadlock-Erkennung und -Behebung
- Deadlock-Vermeidung (avoidance): Banker-Algorithmus
- Deadlock-Verhinderung (prevention)

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

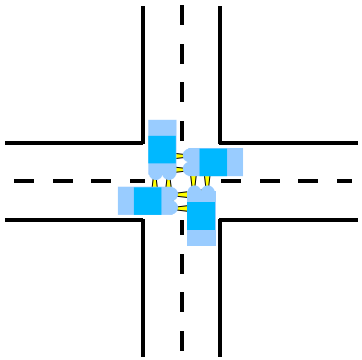
Deadlock: Rechts vor Links (1)

- Der Klassiker: Rechts-vor-Links-Kreuzung

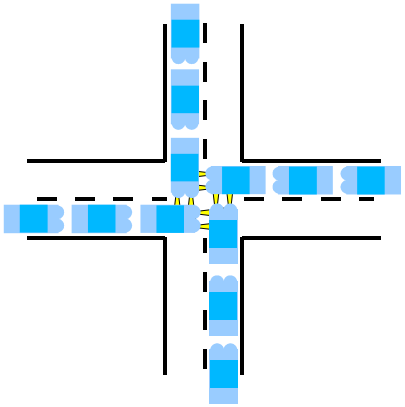


Wer darf fahren?
Potenzieller Deadlock

Deadlock: Rechts vor Links (2)



Deadlock, aber behebbar:
eines oder mehrere Autos
können zurücksetzen

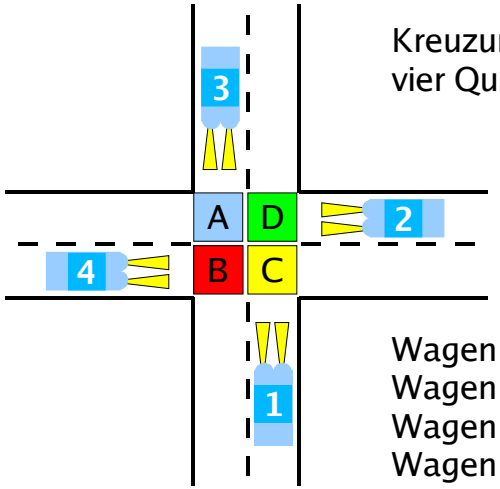


Deadlock, nicht behebbar:
beteiligte Autos können
nicht zurücksetzen

Deadlock: Rechts vor Links (3)

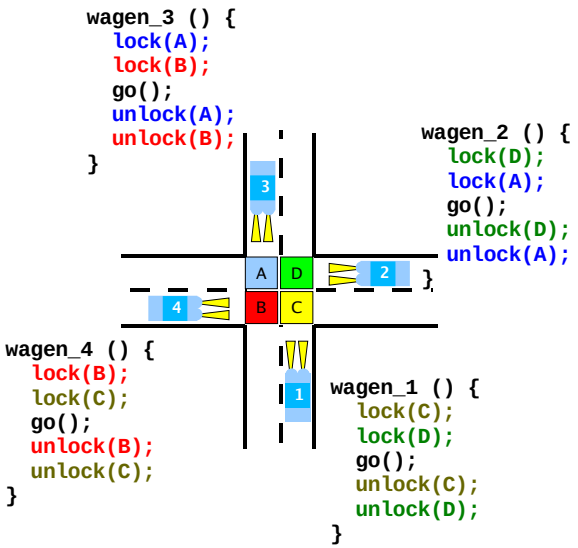
Analyse:

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

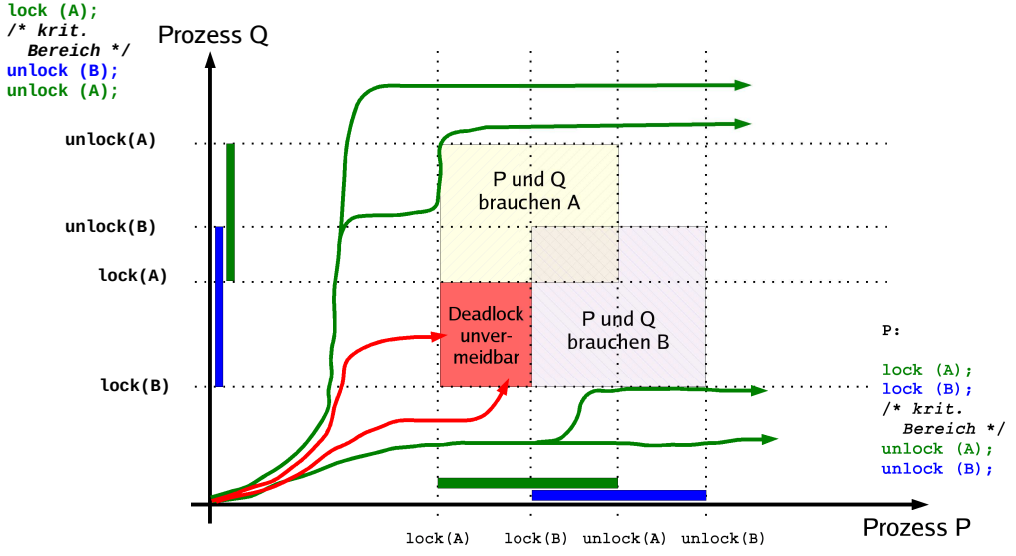
```
lock (B);
lock (A);

/* krit. Bereich */

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

Problematische Reihenfolge:

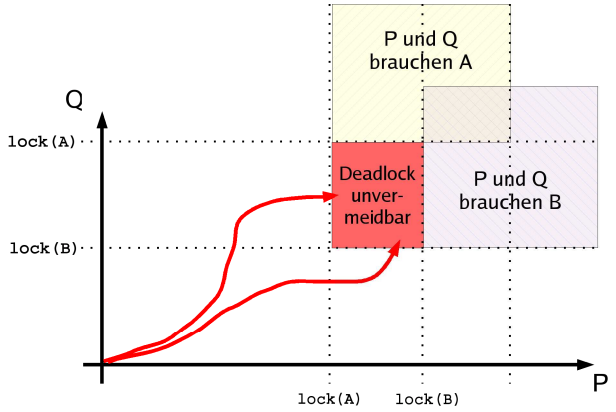
P: lock(A)
Q: lock(B)
P: lock(B) <- blockiert
Q: lock(A) <- blockiert

Deadlock: kleinstes Beispiel (2)

```
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

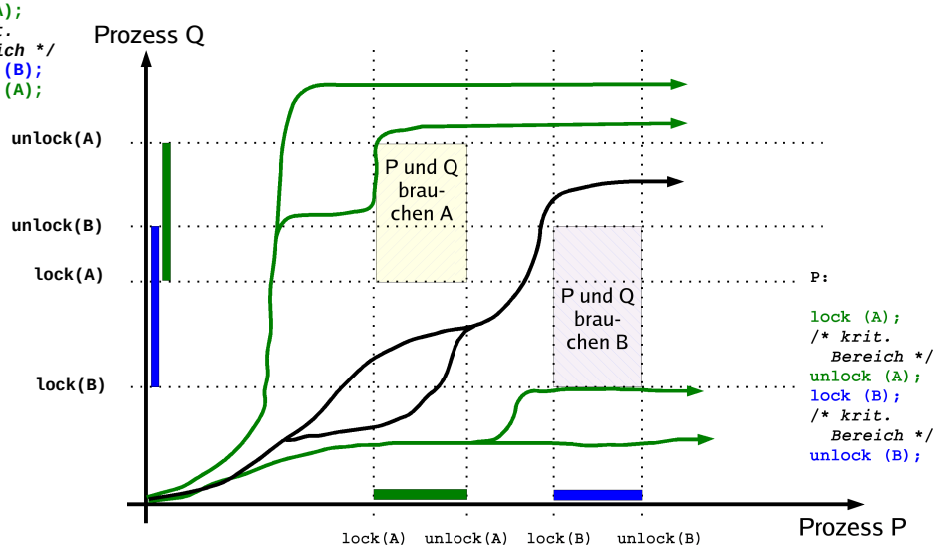
Prozess P	Prozess Q
`lock (A);`	`lock (B);`
`/* krit. Bereich */`	`lock (A);`
`unlock (A);`	
	`/* krit. Bereich */`
`lock (B);`	
`/* krit. Bereich */`	`unlock (B);`
`unlock (B);`	`unlock (A);`

Jetzt kann kein Deadlock mehr auftreten

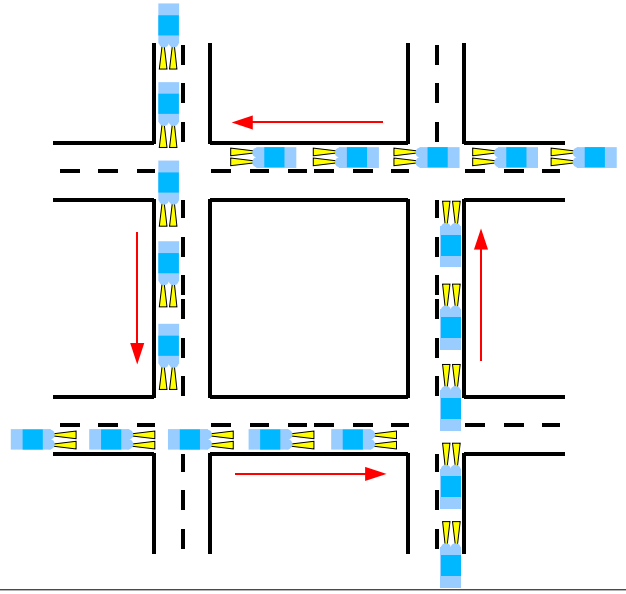
- Andere Lösung: P und Q fordern A, B in gleicher Reihenfolge an

Deadlock: kleinstes Beispiel (5)

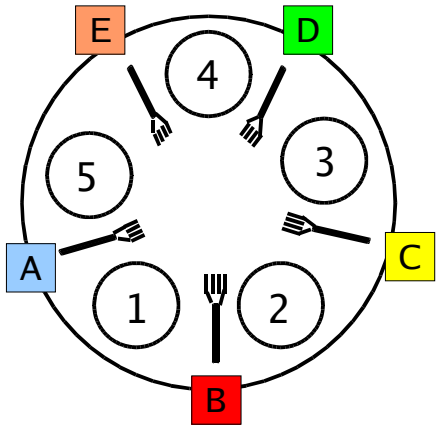
```
Q:
lock (B);
lock (A);
/* krit.
   Bereich */
unlock (B);
unlock (A);
```



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 wg. 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
1. **Ununterbrechbarkeit der Ressourcen**
   - Die Ressource kann nicht durch das Betriebssystem entzogen werden

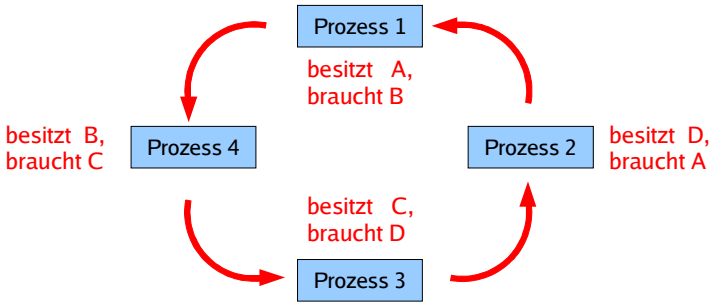
Deadlock-Bedingungen (2)

- (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



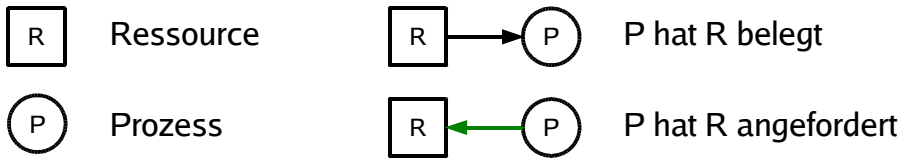
Deadlock-Bedingungen (4)

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

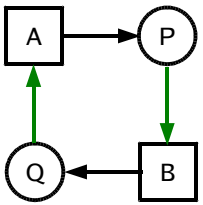
- (1) bis (4) sind **notwendige und hinreichende** Bedingungen für einen Deadlock
- Das zyklische Warten (4) (und dessen Unauflösbarkeit) sind Konsequenzen aus (1) bis (3)
- (4) ist der erfolgversprechendste Ansatzpunkt, um Deadlocks aus dem Weg zu gehen

Ressourcen-Zuordnungs-Graph (1)

- Belegung und (noch unerfüllte) Anforderung grafisch darstellen:

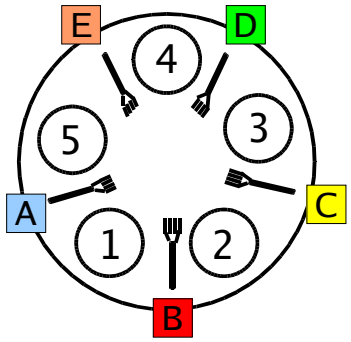


- P, Q aus Minimalbeispiel:
- Deadlock = Kreis im Graph

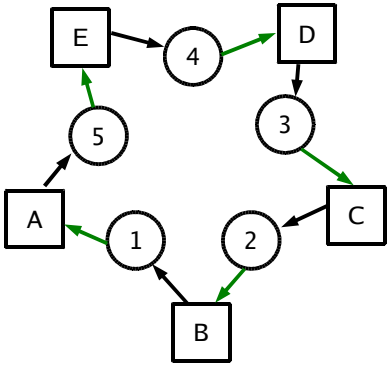


Ressourcen-Zuordnungs-Graph (2)

Philosophen-Beispiel

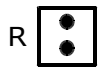


Situation, nachdem alle Philosophen ihre rechte Gabel aufgenommen haben



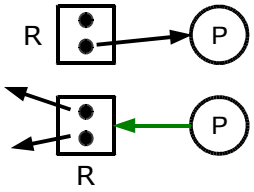
Ressourcen-Zuordnungs-Graph (3)

- Variante für Ressourcen, die mehrfach vorkommen können



Ressource
(mit zwei Instanzen)

Prozess

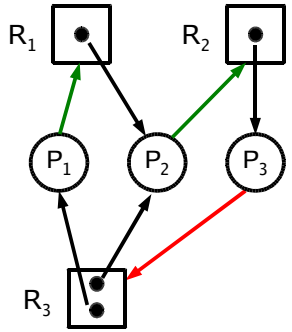


P hat (ein) R belegt

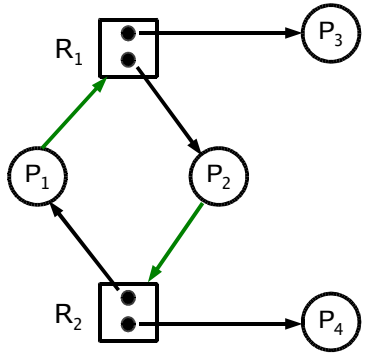
P hat (irgendein) R angefordert

Ressourcen-Zuordnungs-Graph (4)

- Beispiele mit mehreren Instanzen



Mit roter Kante ($P_3 \rightarrow R_2$) gibt es einen Deadlock (ohne nicht)



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

Deadlock-Erkennung (detection) (1)

-Vermeidung (avoidance)
-Verhinderung (prevention)

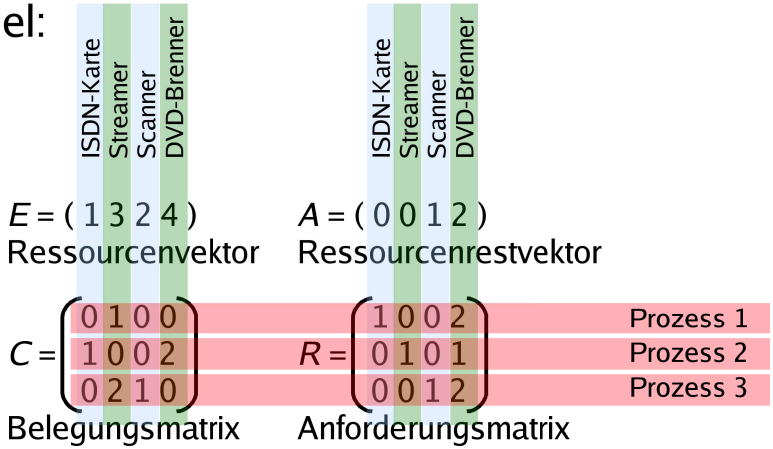
- Idee: Deadlocks zunächst zulassen
- System regelmäßig auf Vorhandensein von Deadlocks überprüfen und diese dann abstellen
- Nutzt drei Datenstrukturen:
  - Belegungsmatrix
  - Ressourcenrestvektor
  - Anforderungsmatrix

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

- n Prozesse $P_1, \ldots, P_n$
- m Ressourcentypen $R_1, \ldots, R_m$
  Vom Typ R_i gibt es E_i Ressourcen-Instanzen (i=1,...,m)
  -> **Ressourcenvektor** $E = (E_1\ E_2\ \ldots\ E_m)$
- **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

Deadlock-Erkennung (detection) (3)
-Vermeidung (avoidance)
-Verhinderung (prevention)

- Beispiel:



Deadlock-Erkennung (detection) (4)
-Vermeidung (avoidance)
-Verhinderung (prevention)

Algorithmus

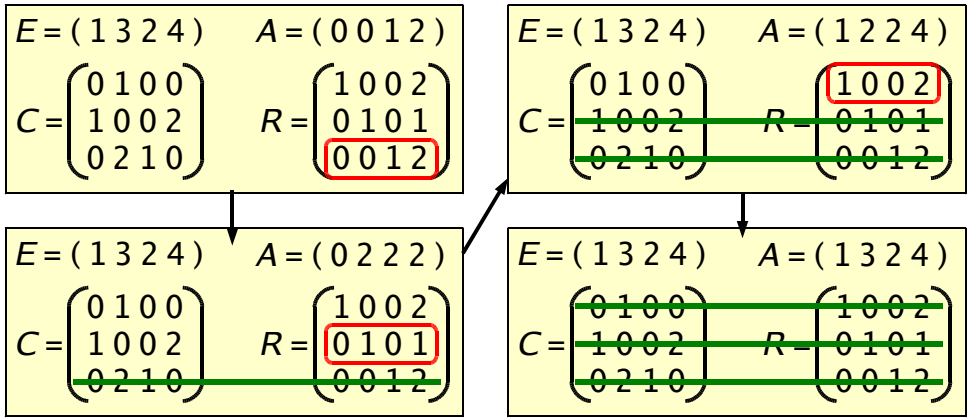
1. Suche einen unmarkierten Prozess P_i, dessen verbleibende Anforderungen vollständig erfüllbar sind, also $R_{ij} \leq A_j$ für alle j
2. Gibt es keinen solchen Prozess, beende Algorithmus
3. Ein solcher Prozess könnte erfolgreich abgearbeitet werden. Simuliere die Rückgabe aller belegten Ressourcen:

   $A := A + C_i$ (i-te Zeile von C)

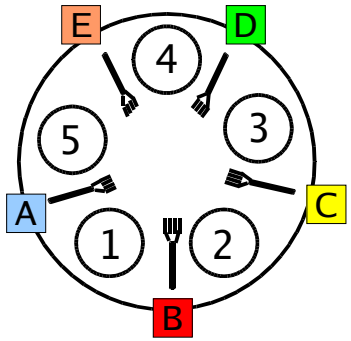
   Markiere den Prozess – er ist nicht Teil eines Deadlocks
4. Weiter mit Schritt 1

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)



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

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

- 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 111)

Banker-Algorithmus (6) – Beispiel

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

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

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

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

Jetzt Deadlock-Erkennung durchführen

1. E = (10 5 7) A' = (2 3 0)
   C' = 0 1 0 / 3 0 2 / 3 0 2 / 2 1 1 / 0 0 2 ; R' = 7 4 3 / **0 2 0** / 6 0 0 / 0 1 1 / 4 3 1
2. E = (10 5 7) A' = (5 3 2)
   C' = 0 1 0 / ~~3 0 2~~ / 3 0 2 / 2 1 1 / 0 0 2 ; R' = 7 4 3 / 0 2 0 / 6 0 0 / **0 1 1** / 4 3 1
3. E = (10 5 7) A' = (7 4 3)
   C' = 0 1 0 / ~~3 0 2~~ / 3 0 2 / ~~2 1 1~~ / 0 0 2 ; R' = **7 4 3** / 0 2 0 / 6 0 0 / ~~0 1 1~~ / 4 3 1
4. E = (10 5 7) A' = (7 5 3)
   C' = ~~0 1 0~~ / ~~3 0 2~~ / 3 0 2 / ~~2 1 1~~ / 0 0 2 ; R' = ~~7 4 3~~ / ~~0 2 0~~ / **6 0 0** / ~~0 1 1~~ / 4 3 1
5. E = (10 5 7) A' = (10 5 5)
   C' = ~~0 1 0~~ / ~~3 0 2~~ / ~~3 0 2~~ / ~~2 1 1~~ / 0 0 2 ; R' = ~~7 4 3~~ / ~~0 2 0~~ / ~~6 0 0~~ / ~~0 1 1~~ / **4 3 1**
6. E = (10 5 7) A' = (10 5 7)
   C' = ~~0 1 0~~ / ~~3 0 2~~ / ~~3 0 2~~ / ~~2 1 1~~ / ~~0 0 2~~ ; R' = ~~7 4 3~~ / ~~0 2 0~~ / ~~6 0 0~~ / ~~0 1 1~~ / ~~4 3 1~~

OK!

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)

Deadlock-Verhinderung (prevention) (2)

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, eine 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?)

Deadlock-Verhinderung (prevention) (3)

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)

Deadlock-Verhinderung (prevention) (4)

3. Ununterbrechbarkeit der Ressourcen

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

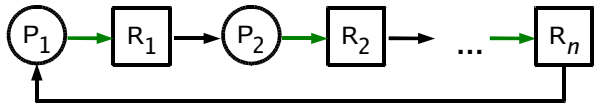
Deadlock-Verhinderung (prevention) (5)

4. Zyklisches Warten (1)

- Ressourcen durchnumerieren
  - *ord*: $\mathbf{R} = \{R_1, ..., R_n\} \rightarrow \mathbb{N}$, $ord(R_i) \neq ord(R_j)$ 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)