

## 32. Parallel Programming III

---

Verklemmung (Deadlock) und Verhungern (Starvation) ,  
Producer-Consumer , Konzept des Monitors , Condition Variables  
[Deadlocks : Williams, Kap. 3.2.4-3.2.5] [Condition Variables: Williams, Kap.  
4.1]

# Verklemmung (Deadlock) Motivation

```
class BankAccount {
    int balance = 0;
    std::recursive_mutex m;
    using guard = std::lock_guard<std::recursive_mutex>;
public:
    ...
    void withdraw(int amount) { guard g(m); ... }
    void deposit(int amount){ guard g(m); ... }


    void transfer(int amount, BankAccount& to){
        guard g(m);
        withdraw(amount);
        to.deposit(amount);
    }
};
```

Problem?

# Verklemmung (Deadlock) Motivation

Betrachte BankAccount Instanzen **x** und **y**


**Thread 1:** `x.transfer(1,y);`

acquire lock for x ← 

withdraw from x

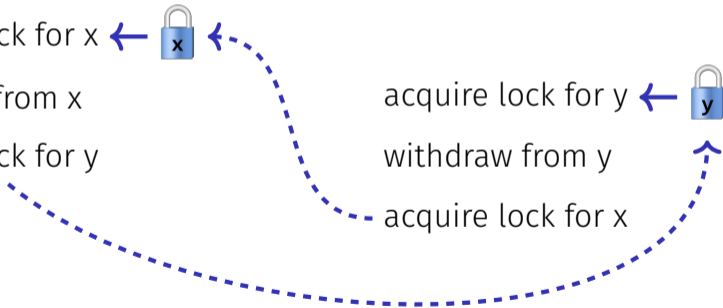
acquire lock for y

**Thread 2:** `y.transfer(1,x);`

acquire lock for y ← 

withdraw from y

acquire lock for x





# Deadlock

**Deadlock:** zwei oder mehr Prozesse sind gegenseitig blockiert, weil jeder Prozess auf einen anderen Prozess warten muss, um fortzufahren.

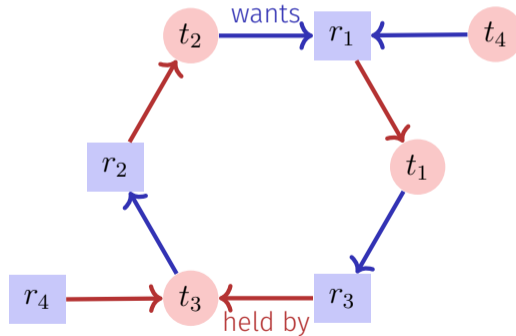


# Threads und Ressourcen

- Grafisch: Threads  $t$  und Ressourcen (Locks)  $r$
- Thread  $t$  versucht Resource  $a$  zu bekommen:   $t \rightarrow a$
- Resource  $b$  wird von Thread  $q$  gehalten:   $s \leftarrow b$

# Deadlock – Erkennung

Ein Deadlock für Threads  $t_1, \dots, t_n$  tritt auf, wenn der gerichtete Graph, der die Beziehung der  $n$  threads und Ressourcen  $r_1, \dots, r_m$  beschreibt, einen Kreis enthält.



# Techniken

- **Deadlock Erkennung** findet die Zyklen im Abhängigkeitsgraph. Deadlock kann normalerweise nicht geheilt werden: Freigeben von Locks resultiert in inkonsistentem Zustand.
- **Deadlock Vermeidung** impliziert, dass Zyklen nicht auftreten können
  - Grobere Granularität “one lock for all”
  - Zwei-Phasen-Locking mit Retry-Mechanismus
  - Lock-Hierarchien
  - ...
  - Anordnen der Ressourcen

# Zurück zum Beispiel

```
class BankAccount {
    int id; // account number, also used for locking order
    std::recursive_mutex m; ...
public:
    ...
    void transfer(int amount, BankAccount& to){
        if (id < to.id){
            guard g(m); guard h(to.m);
            withdraw(amount); to.deposit(amount);
        } else {
            guard g(to.m); guard h(m);
            withdraw(amount); to.deposit(amount);
        }
    }
};
```



# C++11 Stil

```
class BankAccount {
    ...
    std::recursive_mutex m;
    using guard = std::lock_guard<std::recursive_mutex>;
public:
    ...
    void transfer(int amount, BankAccount& to){
        std::lock(m,to.m); // lock order done by C++
        // tell the guards that the lock is already taken:
        guard g(m,std::adopt_lock); guard h(to.m,std::adopt_lock);
        withdraw(amount);
        to.deposit(amount);
    }
};
```

# Übrigens...

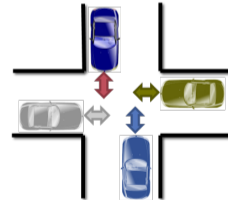
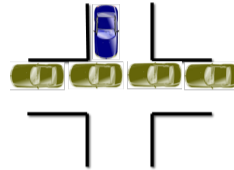
```
class BankAccount {  
    int balance = 0;  
    std::recursive_mutex m;  
    using guard = std::lock_guard<std::recursive_mutex>;  
public:  
    ...  
    void withdraw(int amount) { guard g(m); ... }  
    void deposit(int amount){ guard g(m); ... }  
  
    void transfer(int amount, BankAccount& to){  
        withdraw(amount);  
        to.deposit(amount);  
    }  
};
```

Das hätte auch funktioniert. Allerdings verschwindet dann kurz das Geld, was inakzeptabel ist (kurzzeitige Inkonsistenz!)

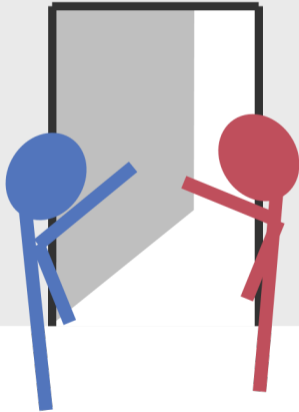
# Starvation und Livelock

**Starvation:** der wiederholte, erfolglose Versuch eine zwischenzeitlich freigegebene Ressource zu erhalten, um die Ausführung fortzusetzen.

**Livelock:** konkurrierende Prozesse erkennen einen potentiellen Deadlock, machen aber keinen Fortschritt beim Auflösen des Problems.



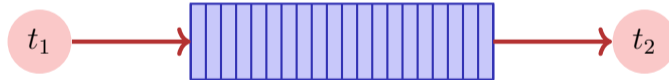
# Politelock



# Produzenten-Konsumenten Problem

Zwei (oder mehr) Prozesse, Produzenten und Konsumenten von Daten, sollen mit Hilfe einer Datenstruktur entkoppelt werden.

Fundamentale Datenstruktur für den Bau von Software-Pipelines!



## Sequentielle Implementation (unbeschränkter Buffer)

```
class BufferS {
    std::queue<int> buf;
public:
    void put(int x){
        buf.push(x);
    }

    int get(){
        while (buf.empty()){} // wait until data arrive
        int x = buf.front();
        buf.pop();
        return x;
    }
};
```

nicht Thread-sicher

# Wie wärs damit?

```
class Buffer {
    std::recursive_mutex m;
    using guard = std::lock_guard<std::recursive_mutex>;
    std::queue<int> buf;
public:
    void put(int x){ guard g(m);
        buf.push(x);
    }
    int get(){ guard g(m);
        while (buf.empty()){
            int x = buf.front();
            buf.pop();
            return x;
        }
    };
};
```

Deadlock

# Ok, so?

```
void put(int x){
    guard g(m);
    buf.push(x);
}
int get(){
    m.lock();
    while (buf.empty()){
        m.unlock();
        m.lock();
    }
    int x = buf.front();
    buf.pop();
    m.unlock();
    return x;
}
```

Ok, das geht, verschwendet aber CPU Zeit!



# Besser?

```
void put(int x){
    guard g(m);
    buf.push(x);
}
int get(){
    m.lock();
    while (buf.empty()){
        m.unlock();
        std::this_thread::sleep_for(std::chrono::milliseconds(10));
        m.lock();
    }
    int x = buf.front(); buf.pop();
    m.unlock();
    return x;
}
```

Ok, etwas besser. Limitiert aber die Reaktivität!

# Moral

Wir wollen das Warten auf eine Bedingung nicht selbst implementieren müssen.

Dafür gibt es bereits einen Mechanismus: **Bedingungsvariablen (condition variables)**.

Das zugrunde liegende Konzept nennt man **Monitor**.

# Monitor

**Monitor** Abstrakte Datenstruktur, die mit einer Menge Operationen ausgestattet ist, die im gegenseitigen Ausschluss arbeiten und synchronisiert werden können.

Erfunden von C.A.R. Hoare und Per Brinch Hansen (cf. Monitors – An Operating System Structuring Concept, C.A.R. Hoare 1974)

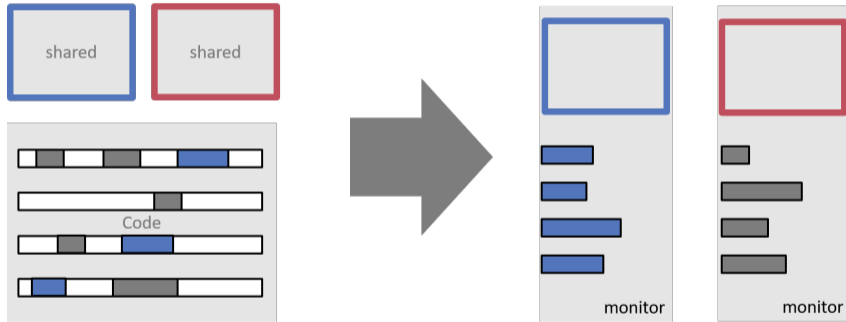


C.A.R. Hoare,  
\*1934



Per Brinch  
Hansen  
(1938-2007)

# Monitors vs. Locks



# Monitor und Bedingungen

Ein Monitor stellt, zusätzlich zum gegenseitigen Ausschluss, folgenden Mechanismus bereit:

**Warten auf Bedingungen:** Ist eine Bedingung nicht erfüllt, dann

- Gib das Lock auf
- Warte auf die Erfüllung der Bedingung
- Prüfe die Erfüllung der Bedingung wenn ein Signal gesendet wird

**Signalisieren:** Thread, der die Bedingung wahr machen könnte:

- Sende Signal zu potentiell wartenden Threads

# Bedingungsvariablen

```
#include <mutex>
#include <condition_variable>
...

class Buffer {
    std::queue<int> buf;

    std::mutex m;
    // need unique_lock guard for conditions
    using guard = std::unique_lock<std::mutex>;
    std::condition_variable cond;
public:
    ...
};
```

# Bedingungsvariablen

```
class Buffer {  
    ...  
public:  
    void put(int x){  
        guard g(m);  
        buf.push(x);  
        cond.notify_one();  
    }  
    int get(){  
        guard g(m);  
        cond.wait(g, [&]{return !buf.empty();});  
        int x = buf.front(); buf.pop();  
        return x;  
    }  
};
```

# Technische Details

- Ein Thread, der mit **cond.wait** wartet, läuft höchstens sehr kurz auf einem Core. Danach belastet er das System nicht mehr und “schläft”.
- Der Notify (oder Signal-) Mechanismus weckt schlafende Threads auf, welche nachfolgend ihre Bedingung prüfen.
  - **cond.notify\_one** signalisiert *einen* wartenden Threads.
  - **cond.notify\_all** signalisiert *alle* wartende Threads. Benötigt, wenn wartende Threads potentiell auf *verschiedene* Bedingungen warten.



# Technische Details

- In vielen anderen Sprachen gibt es denselben Mechanismus. Das Prüfen von Bedingungen (in einem Loop!) muss der Programmierer dort oft noch selbst implementieren.

## Java Beispiel

```
synchronized long get() {  
    long x;  
    while (isEmpty())  
        try {  
            wait ();  
        } catch (InterruptedException e)  
        {  
            x = doGet();  
            return x;  
        }  
}
```

```
synchronized put(long x){  
    doPut(x);  
    notify ();  
}
```