

# 28. Parallel Programming II

Gemeinsamer Speicher, Nebenläufigkeit, Exkurs: Lock Algorithmus (Peterson), Gegenseitiger Ausschluss Race Conditions [C++ Threads: Williams, Kap. 2.1-2.2], [C++ Race Conditions: Williams, Kap. 3.1] [C++ Mutexes: Williams, Kap. 3.2.1, 3.3.3]

## **28.1 Gemeinsamer Speicher, Nebenläufigkeit**

# Gemeinsam genutzte Ressourcen (Speicher)

- Bis hier: fork-join Algorithmen: Datenparallel oder Divide und Conquer
- Einfache Struktur (Datenunabhängigkeit der Threads) zum Vermeiden von Wettlaufsituationen (race conditions)
- Funktioniert nicht mehr, wenn Threads gemeinsamen Speicher nutzen müssen.

# Konsistenz des Zustands

Gemeinsamer Zustand: Hauptschwierigkeit beim nebenläufigen Programmieren.

Ansätze:

- Unveränderbarkeit, z.B. Konstanten
- Isolierte Veränderlichkeit, z.B. Thread-lokale Variablen, Stack.
- Gemeinsame veränderliche Daten, z.B. Referenzen auf gemeinsamen Speicher, globale Variablen

# Schütze den gemeinsamen Zustand

- Methode 1: Locks, Garantiere exklusiven Zugriff auf gemeinsame Daten.
- Methode 2: lock-freie Datenstrukturen, garantiert exklusiven Zugriff mit sehr viel feinerer Granularität.
- Methode 3: Transaktionsspeicher (hier nicht behandelt)

# Kanonisches Beispiel

```
class BankAccount {
    int balance = 0;
public:
    int getBalance(){ return balance; }
    void setBalance(int x) { balance = x; }
    void withdraw(int amount) {
        int b = getBalance();
        setBalance(b - amount);
    }
    // deposit etc.
};
```

(korrekt bei Einzelthreadausführung)

# Ungünstige Verschachtelung (Bad Interleaving)

Paralleler Aufruf von `withdraw(100)` auf demselben Konto

Thread 1

```
int b = getBalance();
```

Thread 2

```
int b = getBalance();
```

```
setBalance(b-amount);
```

```
setBalance(b-amount);
```



# Verlockende Fallen

FALSCH:

```
void withdraw(int amount) {  
    int b = getBalance();  
    if (b==getBalance())  
        setBalance(b - amount);  
}
```

Bad interleavings lassen sich fast **nie mit wiederholtem Lesen** lösen



# Verlockende Fallen

Auch FALSCH:

```
void withdraw(int amount) {  
    setBalance(getBalance() - amount);  
}
```

**Annahmen über Atomizität von Operationen sind fast immer falsch**

# Gegenseitiger Ausschluss (Mutual Exclusion)

Wir benötigen ein Konzept für den gegenseitigen Ausschluss  
*Nur ein Thread* darf zu einer Zeit die Operation withdraw *auf demselben Konto* ausführen.

Der Programmierer muss den gegenseitigen Ausschluss sicherstellen.

# Mehr verlockende Fallen

```
class BankAccount {
    int balance = 0;
    bool busy = false;
public:
    void withdraw(int amount) {
        while (busy); // spin wait
        busy = true;
        int b = getBalance();
        setBalance(b - amount);
        busy = false;
    }

    // deposit would spin on the same boolean
};
```

# Mehr verlockende Fallen

```
class BankAccount {
    int balance = 0;
    bool busy = false;
public:
    void withdraw(int amount) {
        while (busy); // spin wait
        busy = true;
        int b = getBalance();
        setBalance(b - amount);
        busy = false;
    }

    // deposit would spin on the same boolean
};
```

funktioniert nicht!

# Das Problem nur verschoben!

Thread 1

```
while (busy); //spin  
  
busy = true;  
  
int b = getBalance();  
  
setBalance(b - amount);
```

Thread 2

```
while (busy); //spin  
  
busy = true;  
  
int b = getBalance();  
setBalance(b - amount);
```

*t*

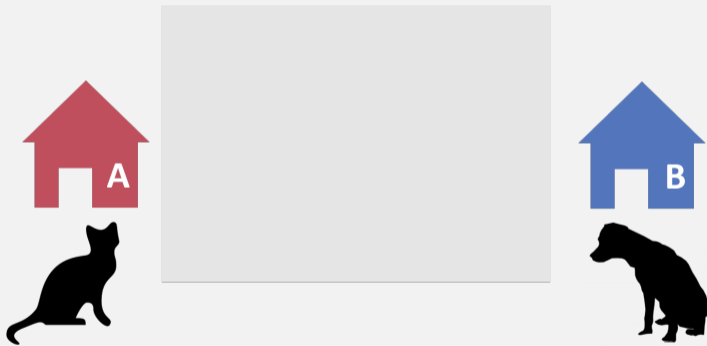


# Wie macht man das richtig?

- Wir benutzen ein *Lock* (eine Mutex) aus Bibliotheken
- Eine Mutex verwendet ihrerseits Hardwareprimitiven, *Read-Modify-Write* (RMW) Operationen, welche atomar lesen und abhängig vom Leseergebnis schreiben können.
- Ohne RMW Operationen ist der Algorithmus nichttrivial und benötigt zumindest atomaren Zugriff auf Variablen von primitivem Typ.

## **28.2 Exkurs: Lock Algorithmus**

# Alice Katze und Bobs Dog

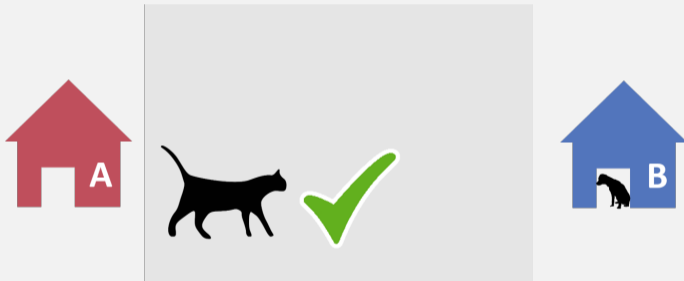




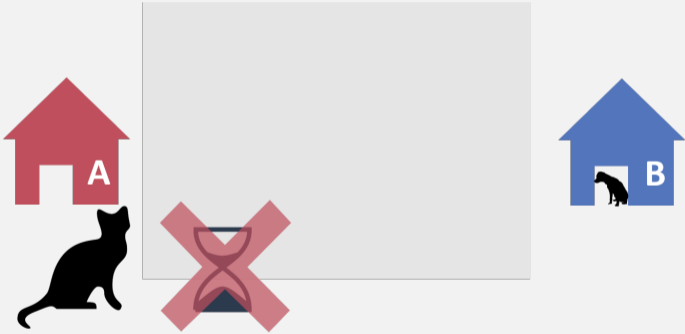
# Gefordert: Gegenseitiger Ausschluss



# Gefordert: Gegenseitiger Ausschluss



# Gefordert: Kein grundloses Aussperren



# Arten der Kommunikation

- Transient: Parteien kommunizieren zur selben Zeit

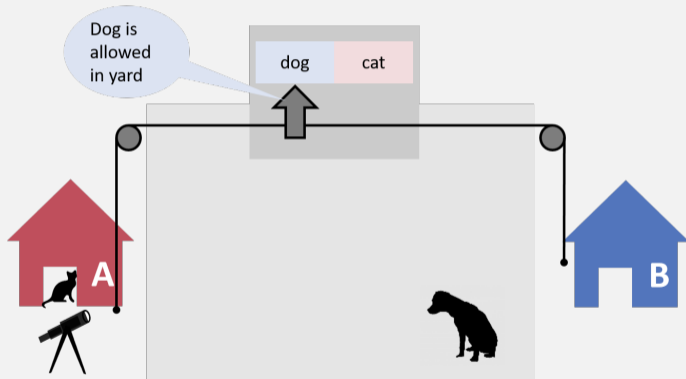


- Persistent: Parteien kommunizieren zu verschiedenen Zeiten

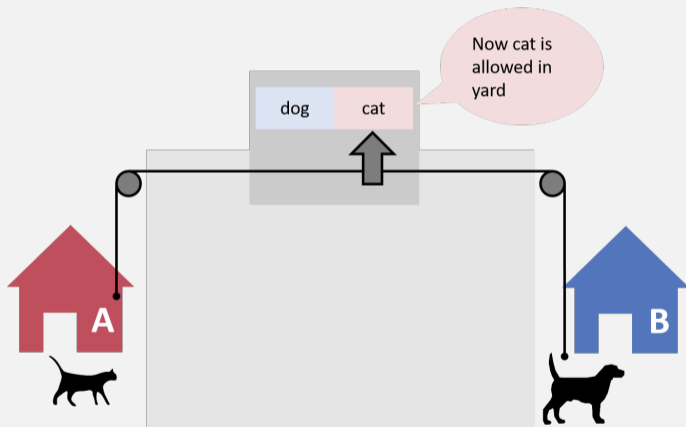


Gegenseitiger Ausschluss: Persistente Kommunikation

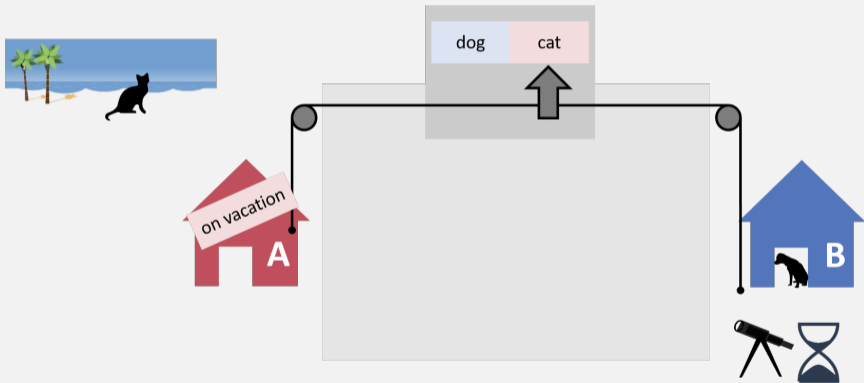
# Erste Idee



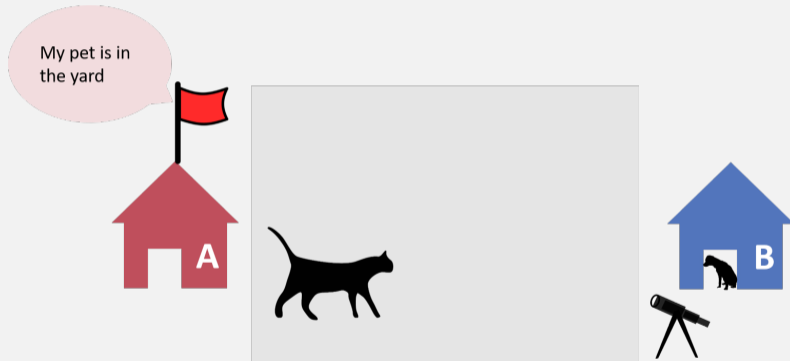
# Zugriffsprotokoll



# Problem!

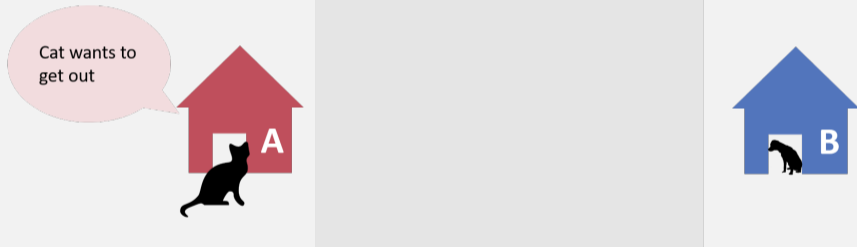


# Zweite Idee

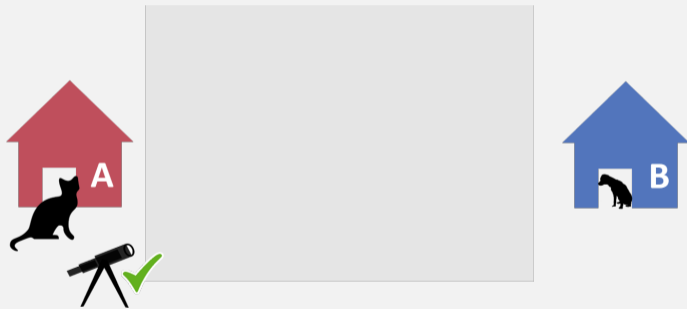




# Zugriffsprotokoll 2.1



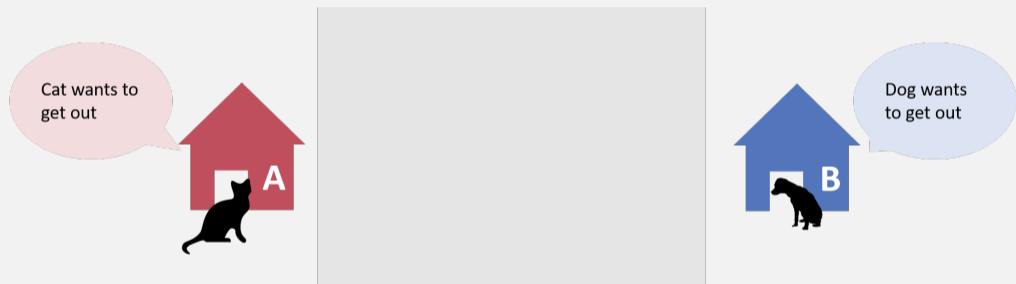
# Zugriffsprotokoll 2.1



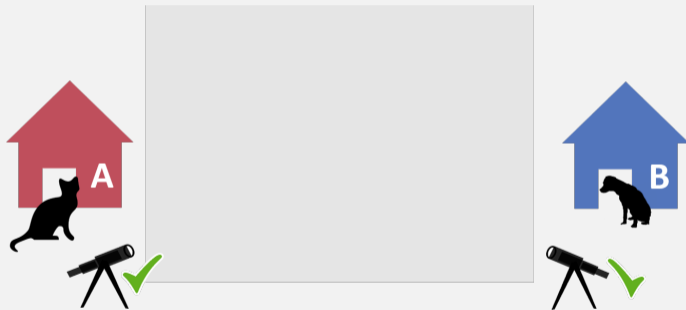
# Zugriffsprotokoll 2.1



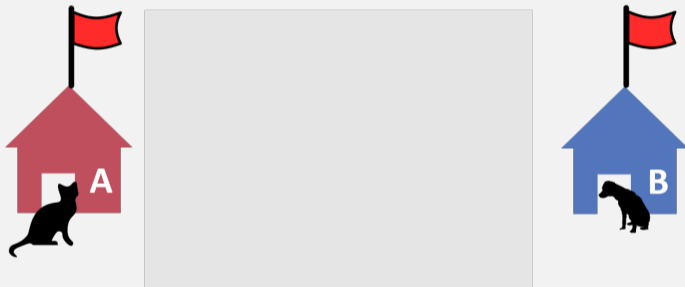
# Anderes Szenario



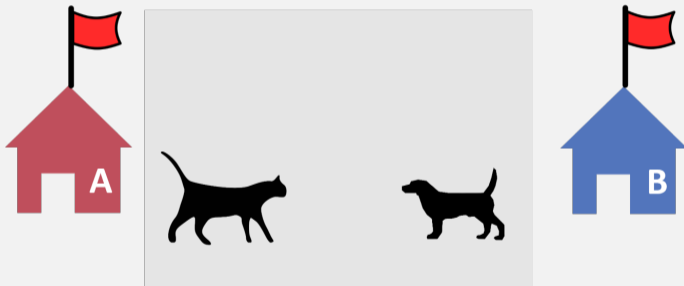
# Anderes Szenario



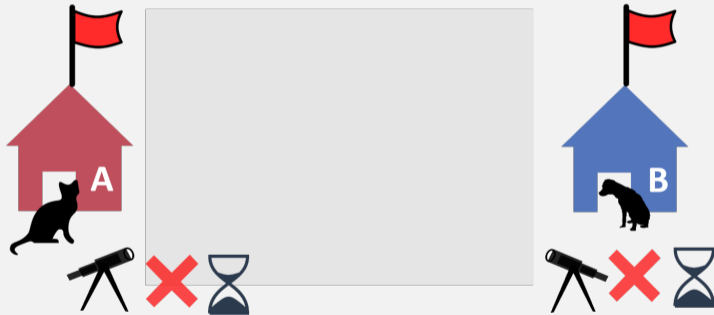
# Anderes Szenario



# Problem: Kein gegenseitiger Ausschluss

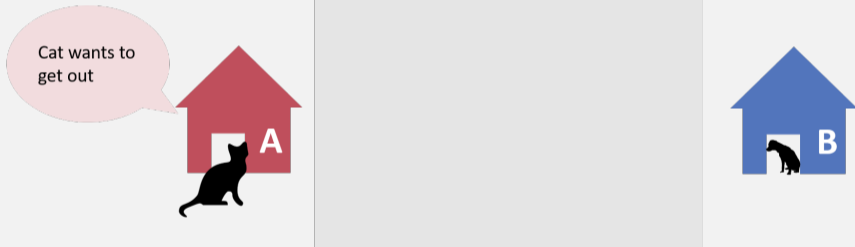


# Die Fahnen zweimal prüfen: Deadlock

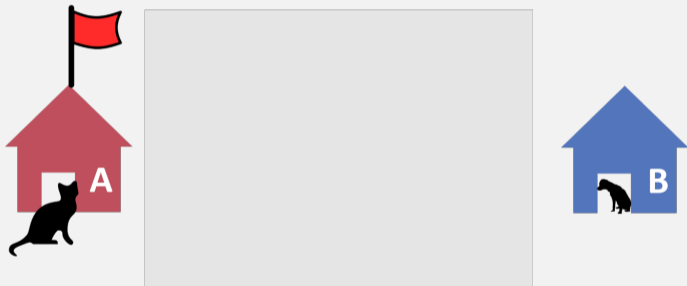




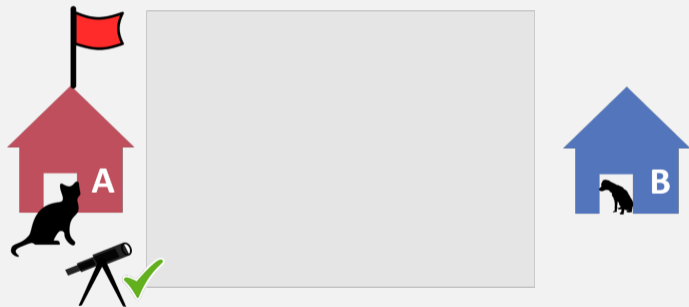
# Zugriffsprotokoll 2.2



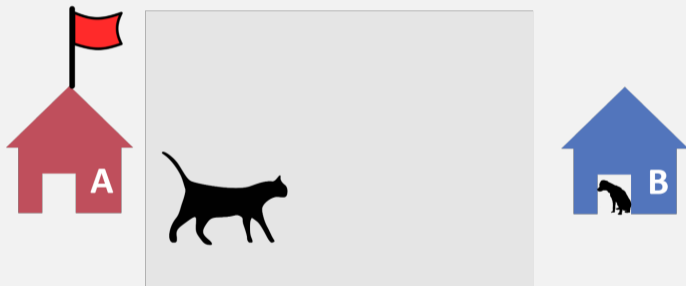
# Zugriffsprotokoll 2.2



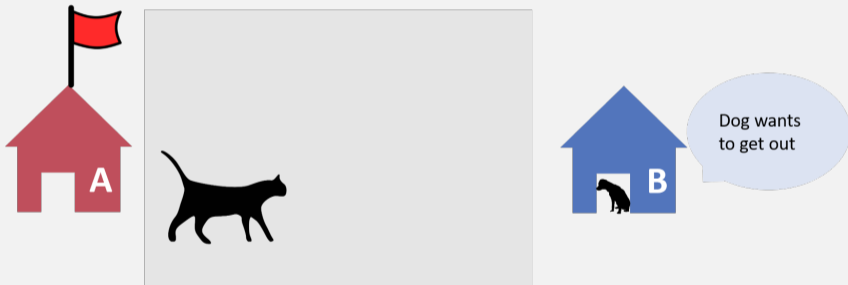
# Zugriffsprotokoll 2.2



# Zugriffsprotokoll 2.2



# Zugriffsprotokoll 2.2



# Zugriffsprotokoll 2.2



# Zugriffsprotokoll 2.2



# Zugriffsprotokoll 2.2: beweisbar korrekt

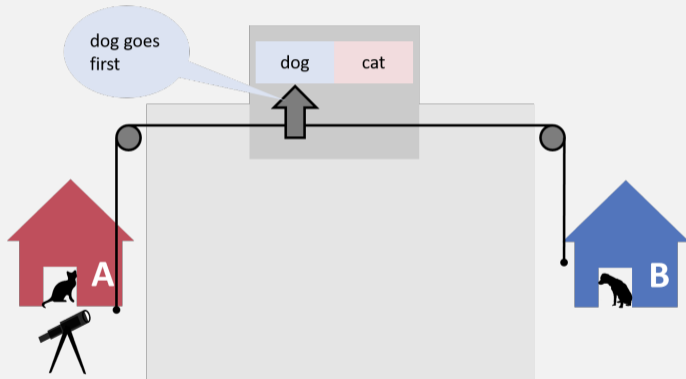




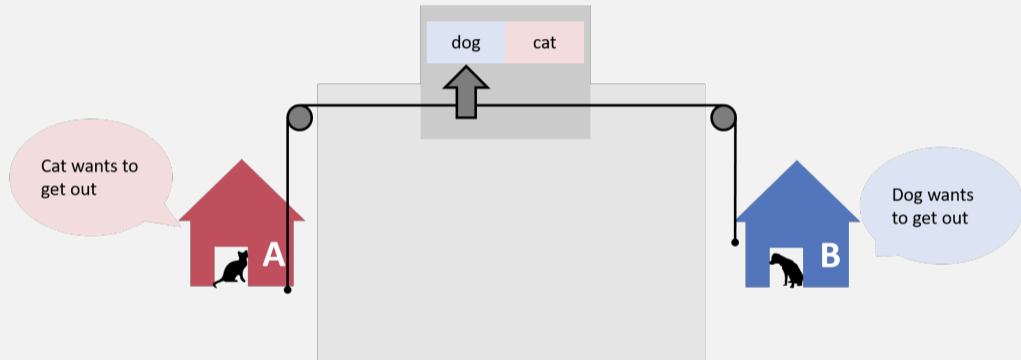
# Minor Problem: Starvation



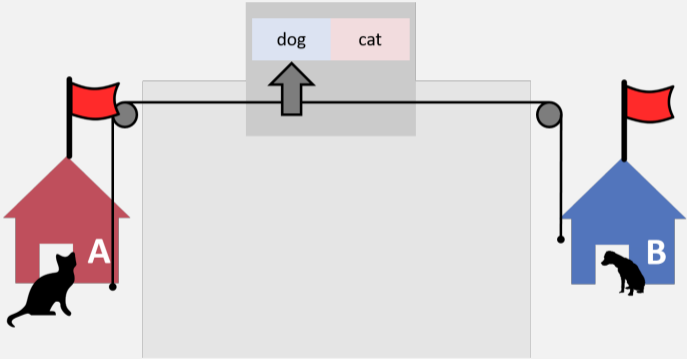
# Lösung



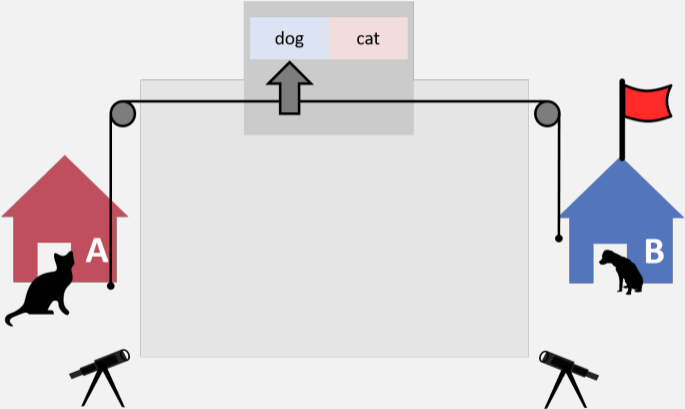
# Lösung



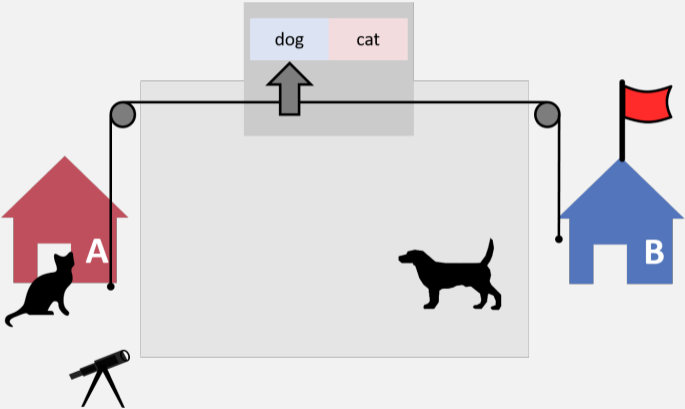
# Lösung



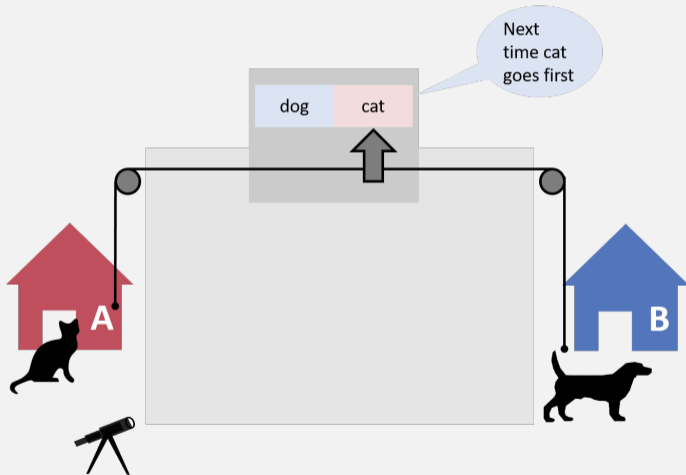
# Lösung



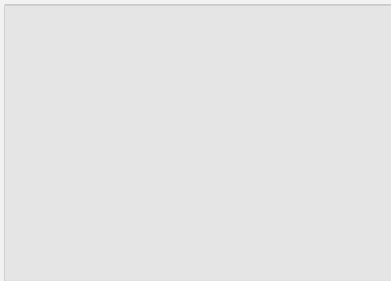
# Lösung



# Lösung



# Das generelles Problem mit Locking bleibt





# Der Algorithmus von Peterson<sup>55</sup>

für zwei Prozesse ist beweisbar korrekt und frei von Starvation.

`non-critical section`

```
flag[me] = true // I am interested
victim = me // but you go first
// spin while we are both interested and you go first:
while (flag[you] && victim == me) {};
```

`critical section`

```
flag[me] = false
```

# Der Algorithmus von Peterson<sup>55</sup>

für zwei Prozesse ist beweisbar korrekt und frei von Starvation.

`non-critical section`

```
flag[me] = true // I am interested
victim = me // but you go first
// spin while we are both interested and you go first:
while (flag[you] && victim == me) {};
```

`critical section`

```
flag[me] = false
```

Der Code setzt voraus, dass der Zugriff auf `flag` / `victim` atomar, linearisiert oder sequentiell konsistent ist, eine Anforderung, welche – wie wir weiter unten sehen – für normale Variablen nicht unbedingt gegeben ist. Das Peterson-Lock wird auf moderner Hardware nicht eingesetzt.

---

<sup>55</sup>nicht prüfungsrelevant

## **28.3 Gegenseitiger Ausschluss**

# Kritische Abschnitte und Gegenseitiger Ausschluss

*Kritischer Abschnitt* (Critical Section)

Codestück, welches nur durch einen einzigen Thread zu einer Zeit ausgeführt werden darf.

*Gegenseitiger Ausschluss* (Mutual Exclusion)

Algorithmus zur Implementation eines kritischen Abschnitts

```
acquire_mutex(); // entry algorithm\  
... // critical section\  
release_mutex(); // exit algorithm
```

# Anforderung an eine Mutex.

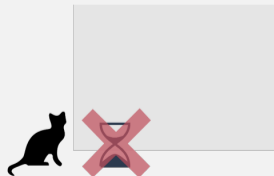
Korrektheit (Safety)

- Maximal ein Prozess in der kritischen Region



Fortschritt (Liveness)

- Das Betreten der kritischen Region darf nur endliche Zeit dauern, wenn kein Thread in der kritischen Region verweilt.



# Fast Korrekt

```
class BankAccount {
    int balance = 0;
    std::mutex m; // requires #include <mutex>
public:
    ...
    void withdraw(int amount) {
        m.lock();
        int b = getBalance();
        setBalance(b - amount);
        m.unlock();
    }
};
```

# Fast Korrekt

```
class BankAccount {
    int balance = 0;
    std::mutex m; // requires #include <mutex>
public:
    ...
    void withdraw(int amount) {
        m.lock();
        int b = getBalance();
        setBalance(b - amount);
        m.unlock();
    }
};
```

Was, wenn eine Exception auftritt?

# RAII Ansatz

```
class BankAccount {  
    int balance = 0;  
    std::mutex m;  
public:  
    ...  
    void withdraw(int amount) {  
        std::lock_guard<std::mutex> guard(m);  
        int b = getBalance();  
        setBalance(b - amount);  
    } // Destruction of guard leads to unlocking m  
};
```



# RAII Ansatz

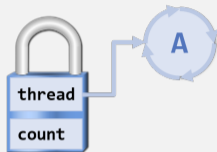
```
class BankAccount {  
    int balance = 0;  
    std::mutex m;  
public:  
    ...  
    void withdraw(int amount) {  
        std::lock_guard<std::mutex> guard(m);  
        int b = getBalance();  
        setBalance(b - amount);  
    } // Destruction of guard leads to unlocking m  
};
```

Was ist mit getBalance / setBalance?

# Reentrante Locks

## Reentrantes Lock (rekursives Lock)

- merkt sich den betroffenen Thread;
- hat einen Zähler
  - Aufruf von lock: Zähler wird inkrementiert
  - Aufruf von unlock: Zähler wird dekrementiert. Wenn Zähler = 0, wird das Lock freigegeben



# Konto mit reentrantem Lock

```
class BankAccount {
    int balance = 0;
    std::recursive_mutex m;
    using guard = std::lock_guard<std::recursive_mutex>;
public:
    int getBalance(){ guard g(m); return balance;
    }
    void setBalance(int x) { guard g(m); balance = x;
    }
    void withdraw(int amount) { guard g(m);
        int b = getBalance();
        setBalance(b - amount);
    }
};
```

## 28.4 Race Conditions

# Wettlaufsituation (Race Condition)

- Eine *Wettlaufsituation* (Race Condition) tritt auf, wenn das Resultat einer Berechnung vom Scheduling abhängt.
- Wir unterscheiden *bad interleavings* und *data races*
- Bad Interleavings können auch unter Verwendung einer Mutex noch auftreten.

# Beispiel: Stack

Stack mit korrekt synchronisiertem Zugriff:

```
template <typename T>
class stack{
    ...
    std::recursive_mutex m;
    using guard = std::lock_guard<std::recursive_mutex>;
public:
    bool isEmpty(){ guard g(m); ... }
    void push(T value){ guard g(m); ... }
    T pop(){ guard g(m); ...}
};
```

# Peek

Peek Funktion vergessen. Dann so?

```
template <typename T>
T peek (stack<T> &s){
    T value = s.pop();
    s.push(value);
    return value;
}
```

# Peek

Peek Funktion vergessen. Dann so?

```
template <typename T>
T peek (stack<T> &s){
    T value = s.pop();
    s.push(value);
    return value;
}
```

nicht Thread-sicher!



# Peek

Peek Funktion vergessen. Dann so?

```
template <typename T>
T peek (stack<T> &s){
    T value = s.pop();
    s.push(value);
    return value;
}
```

nicht Thread-sicher!

Code trotz fragwürdigem Stil in sequentieller Welt korrekt. Nicht so in nebenläufiger Programmierung!

# Bad Interleaving!

Initial leerer Stack  $s$ , nur von Threads 1 und 2 gemeinsam genutzt.

Thread 1 legt einen Wert auf den Stack und prüft, dass der Stack nichtleer ist. Thread 2 liest mit `peek()` den obersten Wert.

Thread 1

Thread 2

```
s.push(5);
```

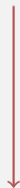
```
int value = s.pop();
```

```
assert(!s.isEmpty());
```

```
s.push(value);
```

```
return value;
```

$t$



# Die Lösung

Peek muss mit demselben Lock geschützt werden, wie die anderen Zugriffsmethoden.

# Bad Interleavings

Race Conditions in Form eines Bad Interleavings können also auch auf hoher Abstraktionsstufe noch auftreten.

Betrachten nachfolgend andere Form der Wettlaufsituation: Data Race.

# Wie ist es damit?

```
class counter{
    int count = 0;
    std::recursive_mutex m;
    using guard = std::lock_guard<std::recursive_mutex>;
public:
    int increase(){
        guard g(m); return ++count;
    }
    int get(){
        return count;
    }
}
```

# Wie ist es damit?

```
class counter{
    int count = 0;
    std::recursive_mutex m;
    using guard = std::lock_guard<std::recursive_mutex>;
public:
    int increase(){
        guard g(m); return ++count;
    }
    int get(){
        return count;
    }
}
```

nicht Thread-sicher!

# Warum falsch?

Es sieht so aus, als könne hier nichts schiefgehen, da der Update von count in einem “winzigen Schritt” geschieht.

Der Code ist trotzdem falsch und von Implementationsdetails der Programmiersprache und unterliegenden Hardware abhängig.

Das vorliegende Problem nennt man *Data-Race*

Moral: *Vermeide Data-Races, selbst wenn jede denkbare Form von Verschachtelung richtig aussieht. Mache keine Annahmen über die Anordnung von Speicheroperationen.*

# Etwas formaler

*Data Race* (low-level Race-Conditions) Fehlerhaftes Programmverhalten verursacht durch ungenügend synchronisierten Zugriff zu einer gemeinsam genutzten Resource, z.B. gleichzeitiges Lesen/Schreiben oder Schreiben/Schreiben zum gleichen Speicherbereich.

*Bad Interleaving* (High Level Race Condition) Fehlerhaftes Programmverhalten verursacht durch eine unglückliche Ausführungsreihenfolge eines Algorithmus mit mehreren Threads, selbst dann wenn die gemeinsam genutzten Ressourcen anderweitig gut synchronisiert sind.



# Genau hingeschaut

```
class C {  
    int x = 0;  
    int y = 0;  
public:  
    void f() {  
        x = 1;  
        y = 1;  
    }  
    void g() {  
        int a = y;  
        int b = x;  
        assert(b >= a);  
    }  
}
```

# Genau hingeschaut

```
class C {  
    int x = 0;  
    int y = 0;  
public:  
    void f() {  
        (A) x = 1;  
        (B) y = 1;  
    }  
    void g() {  
        (C) int a = y;  
        (D) int b = x;  
        assert(b >= a);  
    }  
}
```

Kann das  
schiefgehen

# Genau hingeschaut

```
class C {  
    int x = 0;  
    int y = 0;  
public:  
    void f() {  
        (A) x = 1;  
        (B) y = 1;  
    }  
    void g() {  
        (C) int a = y;  
        (D) int b = x;  
        assert(b >= a);  
    }  
}
```

Kann das  
schiefgehen

Es gibt keine Verschachtelung zweier f und g aufrufender Threads die die Bedingung in der Assertion falsch macht:

- A B C D ✓
- A C B D ✓
- A C D B ✓
- C A B D ✓
- C C D B ✓
- C D A B ✓

**Es kann trotzdem schiefgehen!**

# Ein Grund: Memory Reordering

*Daumenregel:* Compiler und Hardware dürfen die Ausführung des Codes so ändern, dass die *Semantik einer sequentiellen Ausführung* nicht geändert wird.

```
void f() {  
    x = 1;  
    y = x+1;  
    z = x+1;  
}
```

$\longleftrightarrow$   
sequentiell äquivalent

```
void f() {  
    x = 1;  
    z = x+1;  
    y = x+1;  
}
```

# Die Software-Perspektive

Moderne Compiler geben keine Garantie, dass die globale Anordnung aller Speicherzugriffe der Ordnung im Quellcode entsprechen

- Manche Speicherzugriffe werden sogar komplett wegoptimiert
- Grosses Potential für Optimierungen – und Fehler in der nebenläufigen Welt, wenn man falsche Annahmen macht

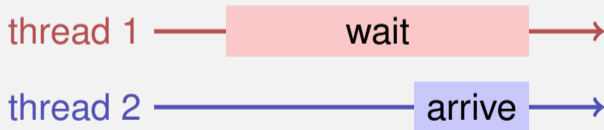
# Beispiel: Selbstgemachtes Rendezvous

```
int x; // shared
```

```
void wait(){  
    x = 1;  
    while(x == 1);  
}
```

```
void arrive(){  
    x = 2;  
}
```

Angenommen Thread 1 ruft wait auf, später ruft Thread 2 arrive auf. Was passiert?



# Kompilation

## Source

```
int x; // shared
```

```
void wait(){  
    x = 1;  
    while(x == 1);  
}
```

```
void arrive(){  
    x = 2;  
}
```

## Ohne Optimierung

```
wait:  
movl $0x1, x  
test: ←  
mov x, %eax  
cmp $0x1, %eax  
je test ← if equal
```

```
arrive:  
movl $0x2, x
```

## Mit Optimierung

```
wait:  
movl $0x1, x  
test: ← always  
jmp test
```

```
arrive  
movl $0x2, x
```

# Hardware Perspektive

Moderne Prozessoren erzwingen nicht die globale Anordnung aller Instruktionen aus Gründen der Performanz:

- Die meisten Prozessoren haben eine Pipeline und können Teile von Instruktionen simultan oder in anderer Reihenfolge ausführen.
- Jeder Prozessor(kern) hat eine lokale Cache, der Effekt des Speicherns im gemeinsamen Speicher kann bei anderen Prozessoren u.U. erst zu einem späteren Zeitpunkt sichtbar werden.



# Speicherhierarchie

Registers

schnell, kleine Latenz, hohe Kosten, geringe Kapazität

L1 Cache

L2 Cache

...

System Memory

langsam, hohe Latenz, geringe Kosten, hohe Kapazität

# Eine Analogie

Anna

$C \leftarrow A \cdot C$   
n times

$C =$ 

1	2	3	4	5
2	3	4	5	6
3	4	5	6	7
4	5	6	7	8
5	6	7	8	9

 $A =$ 

1	2	3	4	5
2	3	4	5	6
3	4	5	6	7
4	5	6	7	8
5	6	7	8	9

Beat

$z = v$   
 $z = A^n \cdot z$

$z =$ 

1	2	3	4	5
2	3	4	5	6
3	4	5	6	7
4	5	6	7	8
5	6	7	8	9

$A =$ 

1	2	3	4	5
2	3	4	5	6
3	4	5	6	7
4	5	6	7	8
5	6	7	8	9

$v =$ 

0	1	0	2	0	0	0	0	0	0
---	---	---	---	---	---	---	---	---	---

$h = 5$

$A =$ 

1	2	3	4	5	6	7	8	9	0
2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
3	4	5	6	7	8	9	0	1	2
4	5	6	7	8	9	0	1	2	3
5	6	7	8	9	0	1	2	3	4
6	7	8	9	0	1	2	3	4	5
7	8	9	0	1	2	3	4	5	6
8	9	0	1	2	3	4	5	6	7
9	0	1	2	3	4	5	6	7	8
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9

$B =$ 

1	2	3	4	5	6	7	8	9	0
2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
3	4	5	6	7	8	9	0	1	2
4	5	6	7	8	9	0	1	2	3
5	6	7	8	9	0	1	2	3	4
6	7	8	9	0	1	2	3	4	5
7	8	9	0	1	2	3	4	5	6
8	9	0	1	2	3	4	5	6	7
9	0	1	2	3	4	5	6	7	8
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9

$C =$ 

1	2	3	4	5	6	7	8	9	0
2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
3	4	5	6	7	8	9	0	1	2
4	5	6	7	8	9	0	1	2	3
5	6	7	8	9	0	1	2	3	4
6	7	8	9	0	1	2	3	4	5
7	8	9	0	1	2	3	4	5	6
8	9	0	1	2	3	4	5	6	7
9	0	1	2	3	4	5	6	7	8
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9

$z =$ 

0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
---	---	---	---	---	---	---	---	---	---

global data

Zoe

$z =$ 

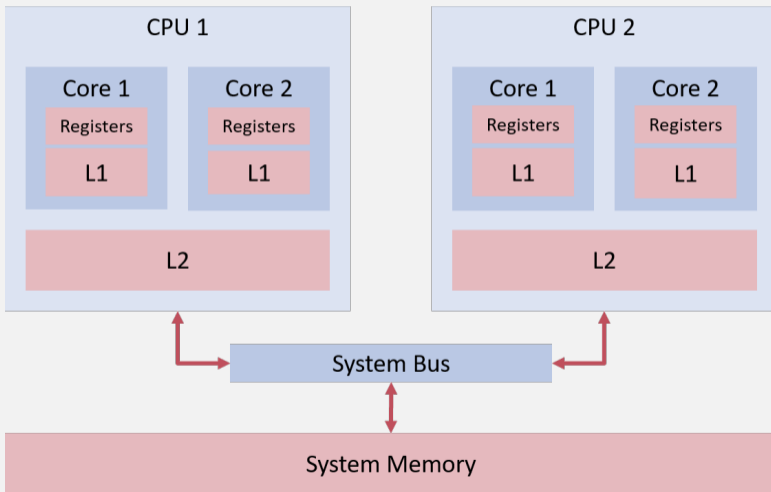
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
---	---	---	---	---	---	---	---	---	---

wait until  $z \neq 0$

then  $v = B \cdot z$

local data

# Schematisch



# Speichermodelle

Wann und ob Effekte von Speicheroperationen für Threads sichtbar werden, hängt also von Hardware, Laufzeitsystem und der Programmiersprache ab.

# Speichermodelle

Wann und ob Effekte von Speicheroperationen für Threads sichtbar werden, hängt also von Hardware, Laufzeitsystem und der Programmiersprache ab.

Ein *Speichermodell* (z.B. das von C++) gibt Minimalgarantien für den Effekt von Speicheroperationen.

- Lässt Möglichkeiten zur Optimierung offen
- Enthält Anleitungen zum Schreiben Thread-sicherer Programme

# Speichermodelle

Wann und ob Effekte von Speicheroperationen für Threads sichtbar werden, hängt also von Hardware, Laufzeitsystem und der Programmiersprache ab.

Ein *Speichermodell* (z.B. das von C++) gibt Minimalgarantien für den Effekt von Speicheroperationen.

- Lässt Möglichkeiten zur Optimierung offen
- Enthält Anleitungen zum Schreiben Thread-sicherer Programme

C++ gibt zum Beispiel *Garantien, wenn Synchronisation mit einer Mutex verwendet* wird.

# Repariert

```
class C {
    int x = 0;
    int y = 0;
    std::mutex m;
public:
    void f() {
        m.lock(); x = 1; m.unlock();
        m.lock(); y = 1; m.unlock();
    }
    void g() {
        m.lock(); int a = y; m.unlock();
        m.lock(); int b = x; m.unlock();
        assert(b >= a); // cannot fail
    }
};
```

# Atomic

Hier auch möglich:

```
class C {
    std::atomic_int x{0}; // requires #include <atomic>
    std::atomic_int y{0};
public:
    void f() {
        x = 1;
        y = 1;
    }
    void g() {
        int a = y;
        int b = x;
        assert(b >= a); // cannot fail
    }
};
```