

Übung zu Betriebssysteme

Ereignisbearbeitung und Synchronisation

24. Januar 2024

Maximilian Ott, Dustin Nguyen, Phillip Raffeck & Bernhard Heinloth

Lehrstuhl für Informatik 4
Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg



Lehrstuhl für Verteilte Systeme
und Betriebssysteme



Friedrich-Alexander-Universität
Technische Fakultät

Motivation

Wie sieht es mit gegenseitigem Ausschluss auf Fadenebene in STUBS aus?

Wie sieht es mit gegenseitigem Ausschluss auf Fadenebene in STUBS aus?

Wir haben doch bereits ein `spinlock` bzw. `ticketlock` implementiert...

Mutex mit aktivem Warten

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

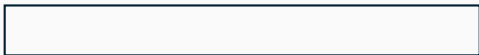
App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active



ready list



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App1

ready list

App2 App3

Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App1

ready list

App2 App3

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App1

ready list

App2 App3

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()
```

```
// code
```

```
mutex.unlock()
```



App2

```
mutex.lock()
```

```
// code
```

```
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()
```

```
// code
```

```
mutex.unlock()
```

active

App1

ready list

App2 App3

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

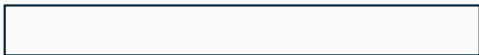
App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active



ready list



CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App2

ready list

App3 App1

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App2

ready list

App3 App1

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App2

ready list

App3 App1

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock() ⚡  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App2

ready list

App3 App1

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

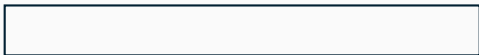
App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

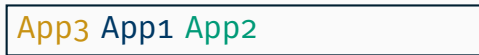
App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active



ready list



CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App3

ready list

App1 App2

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App3

ready list

App1 App2

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App3

ready list

App1 App2

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock() ⚡  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App3

ready list

App1 App2

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

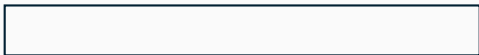
App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active



ready list



CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App1

ready list

App2 App3

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App1

ready list

App2 App3

CPU-Zeit →



Mutex mit aktivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()
```

active

App1

ready list

App2 App3

CPU-Zeit →



Verschwendung von CPU-Zeit

Mutex mit harter Synchronisation

Mutex mit harter Synchronisation

- Analog zur Interruptsperre mit `cli`

Mutex mit harter Synchronisation

- Analog zur Interruptsperre mit `cli`
- **Ziel:** Kein (präemptives) Scheduling

Mutex mit harter Synchronisation

- Analog zur Interruptsperre mit `cli`
- **Ziel:** Kein (präemptives) Scheduling
- Realisierbar durch

Mutex mit harter Synchronisation

- Analog zur Interruptsperre mit `cli`
- **Ziel:** Kein (präemptives) Scheduling
- Realisierbar durch
 - Multitasking (temporär) deaktivieren

Mutex mit harter Synchronisation

- Analog zur Interruptsperr mit `cli`
- **Ziel:** Kein (präemptives) Scheduling
- Realisierbar durch
 - Multitasking (temporär) deaktivieren
 - Erweiterung des Schedulers

Mutex mit harter Synchronisation

- Analog zur Interruptsperr mit `cli`
- **Ziel:** Kein (präemptives) Scheduling
- Realisierbar durch
 - Multitasking (temporär) deaktivieren
 - Erweiterung des Schedulers
 - Wechsel auf Epilogebe

Mutex mit harter Synchronisation

- Analog zur Interruptsperre mit `cli`
- **Ziel:** Kein (präemptives) Scheduling
- Realisierbar durch
 - Multitasking (temporär) deaktivieren
 - Erweiterung des Schedulers
 - Wechsel auf Epilogebe
- **Vorteile:**
 - konsistent
 - (relativ) einfach zu implementieren

Mutex mit harter Synchronisation

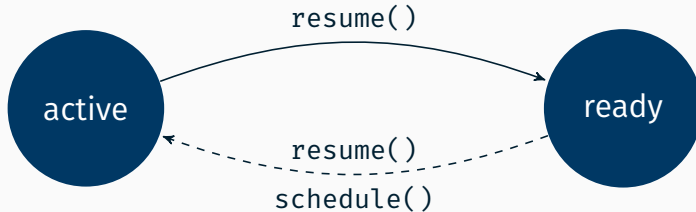
- Analog zur Interruptsperre mit `cli`
- **Ziel:** Kein (präemptives) Scheduling
- Realisierbar durch
 - Multitasking (temporär) deaktivieren
 - Erweiterung des Schedulers
 - Wechsel auf Epilogebe
- **Vorteile:**
 - konsistent
 - (relativ) einfach zu implementieren
- **Nachteile:**
 - Breitbandwirkung
 - Prioritätsverletzung
 - Prophylaktisch

Idee: Passives Warten

Ansatz: Fäden, die den kritischen Abschnitt nicht betreten können, werden blockiert (d.h. von der CPU-Zuteilung ausgeschlossen)

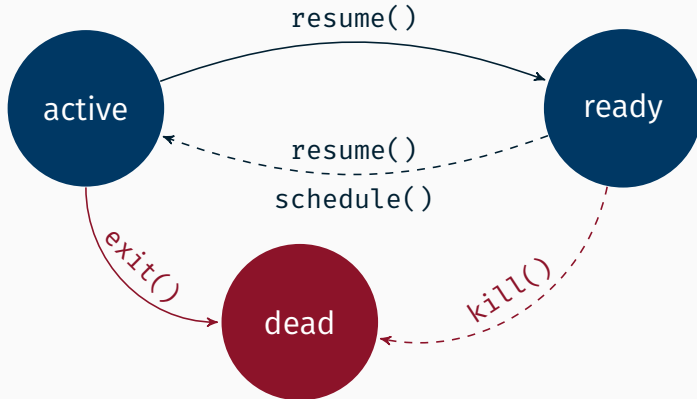
Idee: Passives Warten

Ansatz: Fäden, die den kritischen Abschnitt nicht betreten können, werden blockiert (d.h. von der CPU-Zuteilung ausgeschlossen)

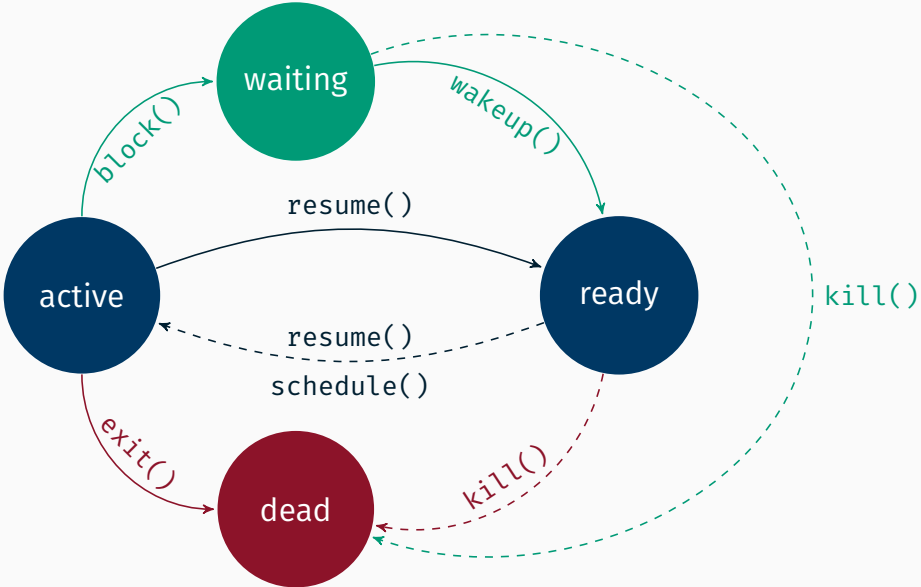


Idee: Passives Warten

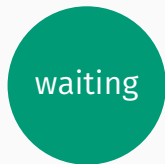
Ansatz: Fäden, die den kritischen Abschnitt nicht betreten können, werden blockiert (d.h. von der CPU-Zuteilung ausgeschlossen)



Idee: Passives Warten



Idee: Passives Warten



Einführung eines **waiting rooms**
(Liste mit wartenden Threads)

Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active



App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

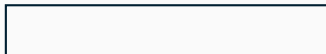
ready list



App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App1

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

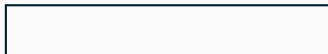
ready list

App2 App3

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App1

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

ready list

App2 App3

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App1

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

ready list

App2 App3

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()
```

```
// code
```

```
mutex.unlock()
```

```
// mehr code
```



active

App1

App2

```
mutex.lock()
```

```
// code
```

```
mutex.unlock()
```

```
// mehr code
```

ready list

App2 App3

App3

```
mutex.lock()
```

```
// code
```

```
mutex.unlock()
```

```
// mehr code
```

waiting room

CPU-Zeit →



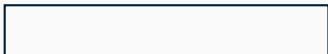
Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active



App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

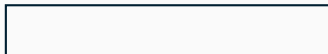
ready list

App2 App3 App1

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room



CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App2

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

ready list

App3 App1

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App2

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

ready list

App3 App1

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room

CPU-Zeit →



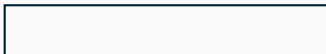
Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active



App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

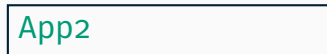
ready list



App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room



CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App3

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

ready list

App1

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room

App2

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App3

ready list

App1

waiting room

App2

CPU-Zeit →



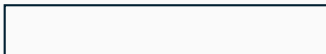
Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active



App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

ready list



App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room



CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App1

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

ready list

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room

App2 App3

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

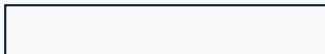
App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App1

ready list



waiting room

App2 App3

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App1

ready list

App2

waiting room

App3

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App1

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

ready list

App2

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room

App3

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()
```

```
// code
```

```
mutex.unlock()
```

```
// mehr code
```



active

App1

App2

```
mutex.lock()
```

```
// code
```

```
mutex.unlock()
```

```
// mehr code
```

ready list

App2

App3

```
mutex.lock()
```

```
// code
```

```
mutex.unlock()
```

```
// mehr code
```

waiting room

App3

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

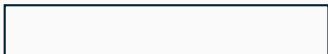
App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active



ready list

App2 App1

waiting room

App3

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App2

ready list

App1

waiting room

App3

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App2

ready list

App1

waiting room

App3

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App2

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

ready list

App1

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

waiting room

App3

CPU-Zeit →



Mutex mit passivem Warten

Beispiel: Drei Threads auf einer CPU

App1

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App2

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

App3

```
mutex.lock()  
// code  
mutex.unlock()  
// mehr code
```

active

App2

ready list

App1 App3

waiting room

CPU-Zeit →



Semaphore

sem·a·phore

1. any apparatus for signaling, as by an arrangement of lights, flags, and mechanical arms on railroads
2. a system for signaling by the use of two flags, one held in each hand: the letters of the alphabet are represented by the various positions of the arms
3. any system of signaling by semaphore

nach V. E. Neufeld, Webster's New World Dictionary, Simon & Schuster Inc., third college edition, 1988

Operationen

`init()` Zähler c mit positivem Wert initialisieren

`P()` von *Prolaag* (versuchen zu verringern)

bzw. *Passeering*[†] (passieren)

$c > 0$ dekrementieren

$c = 0$ warten

`V()` von *Verhoog* (erhöhen) bzw. *Vrijgave*[†] (freigeben)

- nächsten wartenden Faden aufwecken oder

- Zähler c erhöhen

[†] nach Edsger W. Dijkstra, Over de sequentialiteit van procesbeschrijvingen, ca. 1962


```
Semaphore mutex(1);

void func() {

    mutex.p(); // lock

    // critical section

    mutex.v(); // unlock

}
```

```
Semaphore mutex(1);

void func() {

    mutex.p(); // lock

    // critical section

    mutex.v(); // unlock

}
```

```
Semaphore empty(size);
Semaphore full(0);

void producer(){
    empty.p();
    // produce
    full.v();
}

void consumer(){
    full.p();
    // consume
    empty.v();
}
```

Zeitgesteuertes Warten

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`
- jedoch mit Wartezeit in Millisekunden (statt Sekunden)

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`
- jedoch mit Wartezeit in Millisekunden (statt Sekunden)
- analog zu Wartezimmer den Thread aus Ready-Liste des Schedulers nehmen

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`
- jedoch mit Wartezeit in Millisekunden (statt Sekunden)
- analog zu Wartezimmer den Thread aus Ready-Liste des Schedulers nehmen

waiting room (13ms)

App

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`
- jedoch mit Wartezeit in Millisekunden (statt Sekunden)
- analog zu Wartezimmer den Thread aus Ready-Liste des Schedulers nehmen



(alternative Darstellung)

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`
- jedoch mit Wartezeit in Millisekunden (statt Sekunden)
- analog zu Wartezimmer den Thread aus Ready-Liste des Schedulers nehmen



- mit jedem Tick die Wartezeit dekrementieren

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`
- jedoch mit Wartezeit in Millisekunden (statt Sekunden)
- analog zu Wartezimmer den Thread aus Ready-Liste des Schedulers nehmen



- mit jedem Tick die Wartezeit dekrementieren ●

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`
- jedoch mit Wartezeit in Millisekunden (statt Sekunden)
- analog zu Wartezimmer den Thread aus Ready-Liste des Schedulers nehmen



- mit jedem Tick die Wartezeit dekrementieren ●●

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`
- jedoch mit Wartezeit in Millisekunden (statt Sekunden)
- analog zu Wartezimmer den Thread aus Ready-Liste des Schedulers nehmen



- mit jedem Tick die Wartezeit dekrementieren ●●●

Schlafen legen

```
App::action(){  
    foo();  
    sleep(13);  
    bar();  
}
```

- ähnlich der Funktion `sleep(3)`
- jedoch mit Wartezeit in Millisekunden (statt Sekunden)
- analog zu Wartezimmer den Thread aus Ready-Liste des Schedulers nehmen



- mit jedem Tick die Wartezeit dekrementieren
- nach Ablauf der Wartezeit Thread wieder im Scheduler einreihen

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms

666ms	foo	
-------	-----	--

23ms	bar	
------	-----	--

42ms	baz	
------	-----	--

Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms

Verwaltung mittels verketteter Liste



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms

Verwaltung mittels verketteter Liste



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms

Verwaltung mittels verketteter Liste hat den Nachteil, dass bei jedem Tick die gesamte Liste durchlaufen werden muss



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms

Verwaltung mittels verketteter Liste hat den Nachteil, dass bei jedem Tick die gesamte Liste durchlaufen werden muss ●



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms

Verwaltung mittels verketteter Liste hat den Nachteil, dass bei jedem Tick die gesamte Liste durchlaufen werden muss ●●



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms

Verwaltung mittels verketteter Liste hat den Nachteil, dass bei jedem Tick die gesamte Liste durchlaufen werden muss ●●●



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms

Verwaltung mittels verketteter Liste hat den Nachteil, dass bei jedem Tick die gesamte Liste durchlaufen werden muss

($\mathcal{O}(n)$, und das $1000\times$ pro Sekunde in der Epilogebeine)



Naive Datenstruktur

Beispiel: Drei Anwendungen legen sich nacheinander schlafen

1. Thread **foo** für 666ms
2. Thread **bar** für 23ms
3. Thread **baz** für 42ms

Verwaltung mittels verketteter Liste hat den Nachteil, dass bei jedem Tick die gesamte Liste durchlaufen werden muss

($\mathcal{O}(n)$, und das $1000\times$ pro Sekunde in der Epilogebeine)



Das muss besser gehen!

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit

Beispiel: absolute Zeit $T = 1334\text{ms}$

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert

Beispiel: absolute Zeit $T = 1334\text{ms}$

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert ●

Beispiel: absolute Zeit $T = 1335\text{ms}$

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert ●●

Beispiel: absolute Zeit $T = 1336\text{ms}$

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert ●●●

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$



Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$
2. Thread **bar**: $23\text{ms} + 1337\text{ms}$



Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$
2. Thread **bar**: $23\text{ms} + 1337\text{ms}$



Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$
2. Thread **bar**: $23\text{ms} + 1337\text{ms}$



Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$
2. Thread **bar**: $23\text{ms} + 1337\text{ms}$



Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$
2. Thread **bar**: $23\text{ms} + 1337\text{ms}$
3. Thread **baz**: $42\text{ms} + 1337\text{ms}$

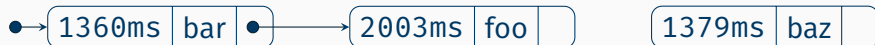


Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$
2. Thread **bar**: $23\text{ms} + 1337\text{ms}$
3. Thread **baz**: $42\text{ms} + 1337\text{ms}$

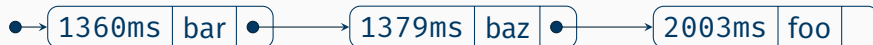


Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$
2. Thread **bar**: $23\text{ms} + 1337\text{ms}$
3. Thread **baz**: $42\text{ms} + 1337\text{ms}$



Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)
- Wenn die aktuelle Zeit T dem ersten Element entspricht: Thread wieder dem Scheduler übergeben ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel: absolute Zeit $T = 1337\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$
2. Thread **bar**: $23\text{ms} + 1337\text{ms}$
3. Thread **baz**: $42\text{ms} + 1337\text{ms}$



Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)
- Wenn die aktuelle Zeit T dem ersten Element entspricht: Thread wieder dem Scheduler übergeben ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel: absolute Zeit $T = 1360\text{ms}$

1. Thread **foo**: $666\text{ms} + 1337\text{ms}$
2. Thread **bar**: $23\text{ms} + 1337\text{ms}$
3. Thread **baz**: $42\text{ms} + 1337\text{ms}$



Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)
- Wenn die aktuelle Zeit T dem ersten Element entspricht: Thread wieder dem Scheduler übergeben ($\mathcal{O}(1)$)

Nachteile

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)
- Wenn die aktuelle Zeit T dem ersten Element entspricht: Thread wieder dem Scheduler übergeben ($\mathcal{O}(1)$)

Nachteile

- Absolute Zeit ist ein neuer Zustand

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)
- Wenn die aktuelle Zeit T dem ersten Element entspricht: Thread wieder dem Scheduler übergeben ($\mathcal{O}(1)$)

Nachteile

- Absolute Zeit ist ein neuer Zustand
- Bei 32bit Überlauf möglich (nach 49.7 Tagen)

Alternative Variante

- Einführung einer absoluten Zeit
 - wird mit jedem Tick inkrementiert
- Berechnung der Endzeit beim Einfügen neuer Threads
- Einordnen in einer Vorrangwarteschlange ($\mathcal{O}(n)$)
- Wenn die aktuelle Zeit T dem ersten Element entspricht: Thread wieder dem Scheduler übergeben ($\mathcal{O}(1)$)

Nachteile

- Absolute Zeit ist ein neuer Zustand
- Bei 32bit Überlauf möglich (nach 49.7 Tagen)

Geht das nicht effizienter (ohne solche Probleme)?

Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit

Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert (negative Zeitdifferenzen sind nicht erlaubt!)

Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms

Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms

666ms

foo

Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms

666ms	foo	
-------	-----	--

Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$

Beispiel:

1. Thread **foo**: $666\text{ms} - t_0 = 666\text{ms}$

666ms	foo	
-------	-----	--

Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms
2. Thread **bar**: 23ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms
2. Thread **bar**: 23ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms
2. Thread **bar**: 23ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms
2. Thread **bar**: 23ms – $t_0 = 23\text{ms}$



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms
2. Thread **bar**: 23ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 666ms
2. Thread **bar**: 23ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: $666\text{ms} - t_{\text{bar}} = 643\text{ms}$
2. Thread **bar**: 23ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 643ms
2. Thread **bar**: 23ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 643ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 42ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 643ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 42ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 643ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 42ms – $t_0 = 42\text{ms}$



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 643ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: $42\text{ms} - t_0 = 42\text{ms} > t_{\text{bar}}$



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 643ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: $42\text{ms} - t_0 - t_{\text{bar}} = 19\text{ms}$



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 643ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
 - Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)
- ⇒ keine Vorrangwarteschlange!

Beispiel:

1. Thread **foo**: 643ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
 - Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)
- ⇒ keine Vorrangwarteschlange!

Beispiel:

1. Thread **foo**: $643\text{ms} - t_{\text{baz}} = 624\text{ms}$
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
 - Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)
- ⇒ keine Vorrangwarteschlange!

Beispiel:

1. Thread **foo**: 624ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

⇒ keine Vorrangwarteschlange!
- Erstes Element wird mit jedem Tick dekrementiert

Beispiel:

1. Thread **foo**: 624ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

⇒ keine Vorrangwarteschlange!
- Erstes Element wird mit jedem Tick dekrementiert ●

Beispiel:

1. Thread **foo**: 624ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

⇒ keine Vorrangwarteschlange!
- Erstes Element wird mit jedem Tick dekrementiert ●●

Beispiel:

1. Thread **foo**: 624ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

⇒ keine Vorrangwarteschlange!
- Erstes Element wird mit jedem Tick dekrementiert ●●●

Beispiel:

1. Thread **foo**: 624ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

⇒ keine Vorrangwarteschlange!
- Erstes Element wird mit jedem Tick dekrementiert und bei 0 dem Scheduler übergeben

Beispiel:

1. Thread **foo**: 624ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Effiziente Variante

- Verwendung der relativen Delta-Zeit
 - Es wird nur die Zeitdifferenz zum Vorgänger gespeichert
 - Vorgänger des ersten Elements hat Zeit $t_0 = 0\text{ms}$
- Neue Threads nach Schlafdauer einordnen ($\mathcal{O}(n)$)
 - Nachfolgendes Element muss angepasst werden ($\mathcal{O}(1)$)

⇒ keine Vorrangwarteschlange!
- Erstes Element wird mit jedem Tick dekrementiert und bei 0 dem Scheduler übergeben ($\mathcal{O}(1)$)

Beispiel:

1. Thread **foo**: 624ms
2. Thread **bar**: 23ms
3. Thread **baz**: 19ms



Umsetzung

- Implementierung von Semaphoren mit passivem Warten

- Implementierung von Semaphoren mit passivem Warten
 - Verwendung in der neuen `getKey()` Funktion

- Implementierung von Semaphoren mit passivem Warten
 - Verwendung in der neuen `getKey()` Funktion
- Zeitgesteuertes Schlafen der Threads

Aufgaben

- Implementierung von Semaphoren mit passivem Warten
 - Verwendung in der neuen `getKey()` Funktion
- Zeitgesteuertes Schlafen der Threads
 - *Optional:* Demonstration mittels PC Speaker

Aufgaben

- Implementierung von Semaphoren mit passivem Warten
 - Verwendung in der neuen `getKey()` Funktion
- Zeitgesteuertes Schlafen der Threads
 - *Optional*: Demonstration mittels PC Speaker
- Leerlauf des Prozessor (falls keine Threads vorhanden)

- Implementierung von Semaphoren mit passivem Warten
 - Verwendung in der neuen `getKey()` Funktion
- Zeitgesteuertes Schlafen der Threads
 - *Optional*: Demonstration mittels PC Speaker
- Leerlauf des Prozessor (falls keine Threads vorhanden)
 - *Optional*: Energiesparender „Tickless Kernel“

- Implementierung von Semaphoren mit passivem Warten
 - Verwendung in der neuen `getKey()` Funktion
- Zeitgesteuertes Schlafen der Threads
 - *Optional*: Demonstration mittels PC Speaker
- Leerlauf des Prozessor (falls keine Threads vorhanden)
 - *Optional*: Energiesparender „Tickless Kernel“
- Kapselung in Systemaufrufchnittstellen (`syscall`)
welche sich um den Wechsel in die Epilogebeene kümmern

(viel zu) viele Wartezimmer

- jede Semaphore ist gleichzeitig ein Wartezimmer

(viel zu) viele Wartezimmer

- jede Semaphore ist gleichzeitig ein Wartezimmer
- und jeder Wecker (bell) ebenfalls

(viel zu) viele Wartezimmer

- jede Semaphore ist gleichzeitig ein Wartezimmer
- und jeder Wecker (bell) ebenfalls
 - auch wenn bei unseren Weckern nur je ein Faden darin weilt

(viel zu) viele Wartezimmer

- jede Semaphore ist gleichzeitig ein Wartezimmer
- und jeder Wecker (be \ll) ebenfalls
 - auch wenn bei unseren Weckern nur je ein Faden darin weilt
 - einfache Implementierung, da wir beim Wecker die neuen Ablaufplanmethoden für die Semaphore verwenden können.
 - Wirkt aber auf den ersten Blick halt komisch.*

(viel zu) viele Wartezimmer

- jede Semaphore ist gleichzeitig ein Wartezimmer
- und jeder Wecker (bell) ebenfalls
 - auch wenn bei unseren Weckern nur je ein Faden darin weilt
 - einfache Implementierung, da wir beim Wecker die neuen Ablaufplanmethoden für die Semaphore verwenden können.
Wirkt aber auf den ersten Blick halt komisch.
- Umsetzung durch Ableitung von `waitingroom`

(viel zu) viele Wartezimmer

- jede Semaphore ist gleichzeitig ein Wartezimmer
- und jeder Wecker (bell) ebenfalls
 - auch wenn bei unseren Weckern nur je ein Faden darin weilt
 - einfache Implementierung, da wir beim Wecker die neuen Ablaufplanmethoden für die Semaphore verwenden können.
Wirkt aber auf den ersten Blick halt komisch.
- Umsetzung durch Ableitung von `waitingroom`
- Wecker werden zur Laufzeit als temporäre Objekte erzeugt

(viel zu) viele Wartezimmer

- jede Semaphore ist gleichzeitig ein Wartezimmer
- und jeder Wecker (`bell`) ebenfalls
 - auch wenn bei unseren Weckern nur je ein Faden darin weilt
 - einfache Implementierung, da wir beim Wecker die neuen Ablaufplanmethoden für die Semaphore verwenden können.
Wirkt aber auf den ersten Blick halt komisch.
- Umsetzung durch Ableitung von `waitingroom`
- Wecker werden zur Laufzeit als temporäre Objekte erzeugt (d.h. sie liegen auf dem Stapelspeicher)

(viel zu) viele Wartezimmer

- jede Semaphore ist gleichzeitig ein Wartezimmer
- und jeder Wecker (`bell`) ebenfalls
 - auch wenn bei unseren Weckern nur je ein Faden darin weilt
 - einfache Implementierung, da wir beim Wecker die neuen Ablaufplanmethoden für die Semaphore verwenden können.
Wirkt aber auf den ersten Blick halt komisch.
- Umsetzung durch Ableitung von `waitingroom`
- Wecker werden zur Laufzeit als temporäre Objekte erzeugt (d.h. sie liegen auf dem Stapelspeicher)
- Alle aktiven Wecker werden selbst wieder in einer verketteten Liste (vom `bellringer`) verwaltet

Der bellringer prüft regelmäßig die Wecker

Der `bellringer` prüft regelmäßig die Wecker

- unter Verwendung des LAPIC Timers

Der `bellringer` prüft regelmäßig die Wecker

- unter Verwendung des LAPIC Timers
- welcher mit `windup(1000)` auf Millisekudentakt gestellt wird

Der `bellringer` prüft regelmäßig die Wecker

- unter Verwendung des LAPIC Timers
- welcher mit `windup(1000)` auf Millisekudentakt gestellt wird
- es reicht, wenn eine CPU das übernimmt

Problem: zu wenig Threads bereit

Problem: zu wenig Threads bereit

Lösung: je ein IdleThread pro CPU

Problem: zu wenig Threads bereit

Lösung: je ein IdleThread pro CPU

```
void IdleThread::action() {  
    while (true) {  
        if (!Scheduler::isEmpty())  
            GuardedScheduler::resume();  
    }  
}
```


Leerlauf

Problem: zu wenig Threads bereit

Lösung: je ein IdleThread pro CPU

```
void IdleThread::action() {
    while (true) {
        if (!Scheduler::isEmpty())
            GuardedScheduler::resume();
    }
}
```

CPU fungiert effektiv als Heizkörper

Problem: zu wenig Threads bereit

Lösung: je ein IdleThread pro CPU

```
void IdleThread::action() {
    while (true) {
        if (!Scheduler::isEmpty())
            GuardedScheduler::resume();
    }
}
```

CPU fungiert effektiv als Heizkörper, besser wäre jedoch ein Schlafzustand

`Core::idle()` hält CPU bis zum nächsten Interrupt an

Leerlauf

`Core::idle()` hält CPU bis zum nächsten Interrupt an

```
void IdleThread::action() {
    while (true) {
        if (Scheduler::isEmpty())
            Core::idle();
        else
            GuardedScheduler::resume();
    }
}
```

Leerlauf

Core::idle() hält CPU bis zum nächsten Interrupt an

```
void IdleThread::action() {
    while (true) {
        if (Scheduler::isEmpty())
            Core::idle();
        else
            GuardedScheduler::resume();
    }
}
```

Thread ready

Leerlauf

Core::idle() hält CPU bis zum nächsten Interrupt an

```
void IdleThread::action() {  
    while (true) {  
        if (Scheduler::isEmpty())  
            Core::idle();  
        else  
            GuardedScheduler::resume();  
    }  
}
```

Thread ready

Durch Aufwachen eines wartenden Threads (oder Neueinplanung bei MPSTuBS) kann ein **Lost-Wakeup** passieren!

Leerlauf

Core::idle() hält CPU bis zum nächsten Interrupt an
(mittels atomaren sti und hlt)

```
void IdleThread::action() {  
    while (true) {  
        if (Scheduler::isEmpty())  
            Core::idle();  
        else  
            GuardedScheduler::resume();  
    }  
}
```

Thread ready

Durch Aufwachen eines wartenden Threads (oder Neueinplanung bei MPSTuBS) kann ein **Lost-Wakeup** passieren!

Leerlauf

Core::idle() hält CPU bis zum nächsten Interrupt an
(mittels atomaren sti und hlt)

```
void IdleThread::action() {
    while (true) {
        Core::Interrupt::disable();
        if (Scheduler::isEmpty())
            Core::idle();
        else {
            Core::Interrupt::enable();
            GuardedScheduler::resume();
        }
    }
}
```


Leerlauf mittels Core::idle()

```
namespace Core {  
    inline void idle() {  
        asm volatile("sti\n\t"  
                    "hlt\n\t"  
                    ::: "memory");  
    }  
}
```

Optional: Nicht mehr ticken

Im Leerlauf wird der Kern jedoch immer noch durch Unterbrechungen von unserer watch aufgeweckt

Optional: Nicht mehr ticken

Im Leerlauf wird der Kern jedoch immer noch durch Unterbrechungen von unserer watch aufgeweckt → **erhöhter Energieverbrauch**

Optional: Nicht mehr ticken

Im Leerlauf wird der Kern jedoch immer noch durch Unterbrechungen von unserer watch aufgeweckt → **erhöhter Energieverbrauch**

- Im Leerlauf kann der LAPIC Timer deaktiviert werden (Interrupt maskieren)

Optional: Nicht mehr ticken

Im Leerlauf wird der Kern jedoch immer noch durch Unterbrechungen von unserer watch aufgeweckt → **erhöhter Energieverbrauch**

- Im Leerlauf kann der LAPIC Timer deaktiviert werden (Interrupt maskieren)
- Erweiterung der watch im IdleThread anwenden:

```
if (Scheduler::isEmpty()){
    Watch::block();
    Core::idle();
    Watch::unblock();
}
```

Optional: Nicht mehr ticken

Im Leerlauf wird der Kern jedoch immer noch durch Unterbrechungen von unserer watch aufgeweckt → **erhöhter Energieverbrauch**

- Im Leerlauf kann der LAPIC Timer deaktiviert werden (Interrupt maskieren)
- Erweiterung der watch im IdleThread anwenden:

```
if (Scheduler::isEmpty()){
    Watch::block();
    Core::idle();
    Watch::unblock();
}
```

- Sonderbehandlung bei der für den bellringer verantwortlichen CPU berücksichtigen!

Problem: Sobald ein Thread bereit ist, soll eine CPU im Leerlauf sofort mit der Abarbeitung beginnen

Problem: Sobald ein Thread bereit ist, soll eine CPU im Leerlauf sofort mit der Abarbeitung beginnen

Lösung: Aufwecken der CPU mittels IPI

Weitere Fragen?

Fast geschafft - dies ist die letzte *Pflichtaufgabe!*
Und bitte denkt an die Evaluation für Vorlesung & Übung