

# Betriebssysteme (BS)

## VL 5 – Unterbrechungen, Synchronisation

**Volkmar Sieh / Daniel Lohmann**

Lehrstuhl für Informatik 4  
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

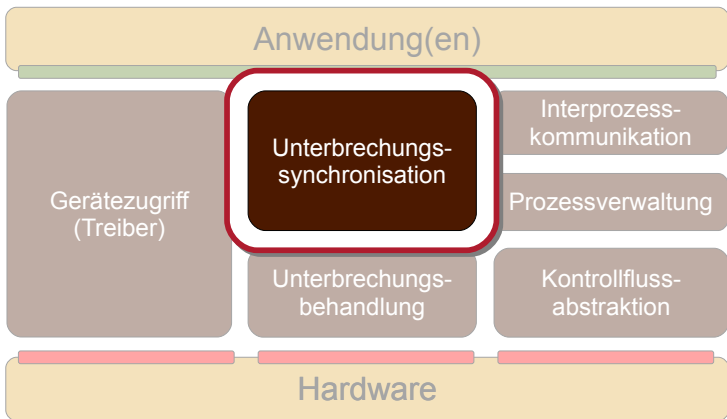
Friedrich-Alexander-Universität  
Erlangen Nürnberg

WS 18 – 22. November 2018



[https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS18/V\\_BS](https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS18/V_BS)

# Überblick: Einordnung dieser VL



Betriebssystementwicklung



# Agenda

---

Einleitung  
Prioritätsebenenmodell  
Harte Synchronisation  
Weiche Synchronisation  
Prolog/Epilog-Modell  
Zusammenfassung  
Referenzen



## Einleitung

Motivation

Erstes Fazit

Prioritätsebenenmodell

Harte Synchronisation

Weiche Synchronisation

Prolog/Epilog-Modell

Zusammenfassung

Referenzen



# Motivation: Konsistenzprobleme

## Beispiel 1: Systemzeit

- hier schlummert möglicherweise ein Fehler ...
  - das Lesen von `global_time` erfolgt nicht notwendigerweise atomar!

**32-Bit-CPU:**  
`mov global_time, %eax`

**16-Bit-CPU (little endian):**  
`mov global_time, %r0; lo  
mov global_time+2, %r1; hi`

- kritisch ist eine Unterbrechung zwischen den beiden Leseinstruktionen bei der 16-Bit-CPU

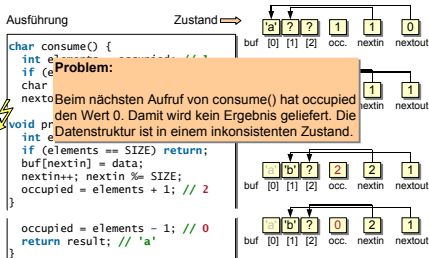
Instruktion	global_time hi / lo	Resultat r1 / r0
?	002A FFFF	? ?
<code>mov global_time, %r0</code>	002A FFFF	? FFFF
<i>/* Inkrementierung */</i>	002B 0000	? FFFF
<code>mov global_time+2, %r1</code>	002B 0000	002B FFFF

divs Betriebssysteme (VL 4 | WS 17) 4 Unterbrechungen, Software-Zustandsänderung

## Beispiele aus der letzten Vorlesung

## Beispiel 2: Ringpuffer

auch die Pufferimplementierung ist kritisch ...



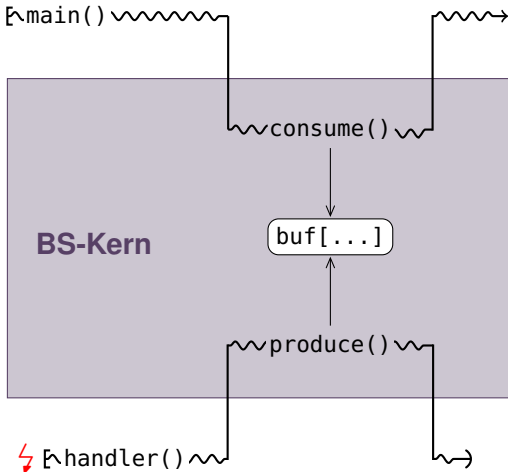
# Motivation: Ursache

Kontrollflüsse  
“von oben”

“begegnen”  
sich im Kern

und “von unten”

## Anwendungskontrollfluss (A)



## Unterbrechungskontrollfluss (UB)

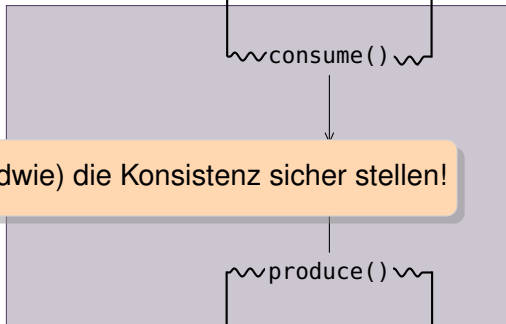


# Motivation: Ursache

Kontrollflüsse  
"von oben"

## Anwendungskontrollfluss (A)

`main()`



"b  
sic

Wir müssen (irgendwie) die Konsistenz sicher stellen!

und "von unten"

## Unterbrechungskontrollfluss (UB)

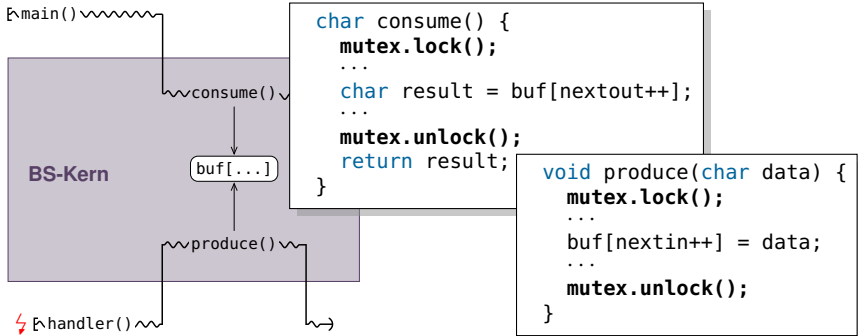


# Naiver Lösungsansatz

## ■ Zweiseitige Synchronisation

- gegenseitiger Ausschluss durch Mutex, *Spin-Lock*, ... (vgl. [SP])
- wie zwischen zwei Prozessen

### Anwendungskontrollfluss (A)



### Unterbrechungskontrollfluss (UB)

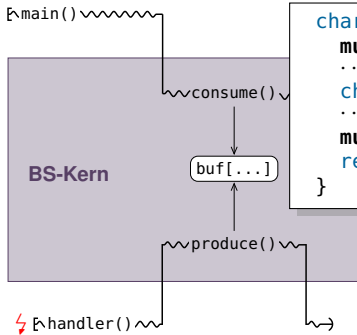
# Naiver Lösungsansatz

## ■ Zweiseitige Synchronisation

- gegenseitiger Ausschluss durch Mutex
- wie zwischen zwei Prozessen

Zweiseitige Synchronisation funktioniert **natürlich nicht!**

### Anwendungskontrollfluss (A)



```
char consume() {  
    mutex.lock();  
    ...  
    char result = buf[nextout++];  
    ...  
    mutex.unlock();  
    return result;  
}
```

```
void produce(char data) {  
    mutex.lock();  
    ...  
    buf[nextin++] = data;  
    ...  
    mutex.unlock();  
}
```

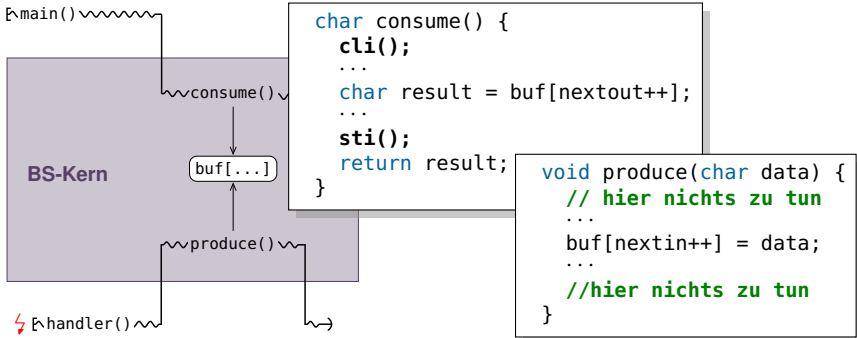
### Unterbrechungskontrollfluss (UB)

# Besserer Lösungsansatz

## ■ Einseitige Synchronisation

- Unterdrückung der Unterbrechungsbehandlung im Verbraucher
- Operationen `disable_interrupts()` `enable_interrupts()`  
(im Folgenden o. B. d. A. in „Intel“-Schreibweise: `cli()` / `sti()`)

### Anwendungskontrollfluss (A)



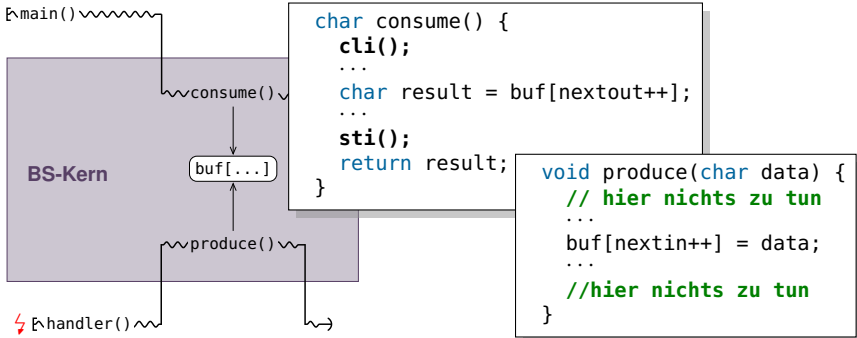
### Unterbrechungskontrollfluss (UB)

# Besserer Lösungsansatz

## ■ Einseitige Synchronisation

- Unterdrückung der Unterbrechung: Einseitige Synchronisation funktioniert. [Warum?]
- Operationen `disable_interrupts()` (im Folgenden o. B. d. A. in „Intel“-Schreibweise)

### Anwendungskontrollfluss (A)



### Unterbrechungskontrollfluss (UB)

- Konsistenzsicherung zwischen
  - Anwendungskontrollfluss (A) und
  - Unterbrechungsbehandlung (UB)muss **anders erfolgen** als zwischen Prozessen
- Die Beziehung zwischen A und UB ist **asymmetrisch**
  - Es handelt sich um „verschiedene Arten“ von Kontrollflüssen
  - UB *unterbricht* Anwendungskontrollfluss
    - implizit, an beliebiger Stelle
    - hat immer Priorität, läuft durch (*run-to-completion*)
  - A kann UB *unterdrücken* (besser: *verzögern*)
    - explizit, mit `cli/sti` (Grundannahme 5 aus VL 4)
- Synchronisation / Konsistenzsicherung erfolgt **einseitig**

Diese Tatsachen müssen wir **beachten!**

(Das heißt aber auch: Wir können sie **ausnutzen**)



Einleitung

**Prioritätsebenenmodell**

Grundbegriffe

Verallgemeinerung

Konsistenzsicherung

Harte Synchronisation

Weiche Synchronisation

Prolog/Epilog-Modell

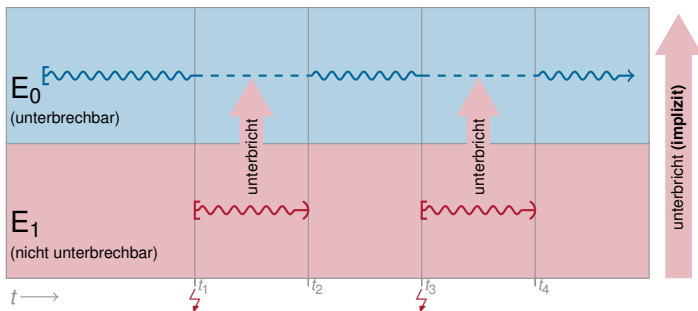
Zusammenfassung

Referenzen



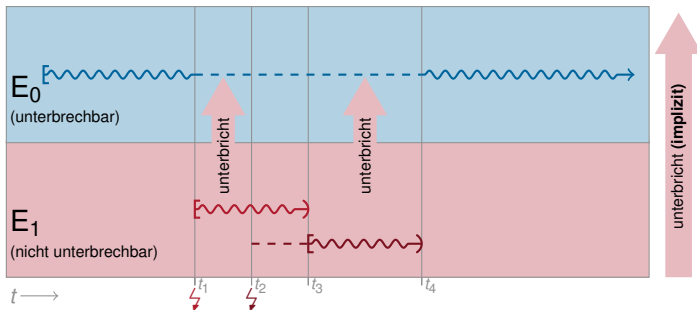
# Prioritätsebenenmodell

- $E_0$  sei die Anwendungskontrollfluss-Ebene (A)
  - Kontrollflüsse dieser Ebene sind **jederzeit unterbrechbar** (durch  $E_1$ -Kontrollflüsse, implizit)
- $E_1$  sei die Unterbrechungsbehandlungs-Ebene (UB)
  - Kontrollflüsse dieser Ebene sind **nicht unterbrechbar** (durch  $E_{0/1}$ -Kontrollflüsse, implizit)



# Prioritätsebenenmodell

- Kontrollflüsse derselben Ebene werden **sequentialisiert**
  - Sind mehrere Kontrollflüsse in einer Ebene anhängig, so werden diese **nacheinander** abgearbeitet (*run-to-completion*)
    - damit ist auf jeder Ebene höchstens ein Kontrollfluss aktiv
  - Die Sequentialisierungsstrategie selber ist dabei beliebig
    - FIFO, LIFO, nach Priorität, zufällig, ...
    - Für  $E_1$ -Kontrollflüsse auf dem PC implementiert der (A)PIC die Strategie





# Prioritätsebenenmodell

- Verallgemeinerung für mehrere Unterbrechungsebenen:
  - Kontrollflüsse auf  $E_l$  werden
    1. **jederzeit unterbrochen** durch Kontrollflüsse von  $E_m$  (für  $m > l$ )
    2. **nie unterbrochen** durch Kontrollflüsse von  $E_k$  (für  $k \leq l$ )
    3. **sequentialisiert** mit weiteren Kontrollflüssen von  $E_l$
  - Kontrollflüsse können die Ebene **wechseln**
    - durch spezielle Operationen (hier: Modifizieren des Statusregisters)



- Jede Zustandsvariable ist (logisch) genau einer Ebene  $E_l$  zugeordnet
  - Zugriffe aus  $E_l$  sind implizit konsistent ( $\leftrightarrow$  Sequentialisierung)
  - Konsistenz bei Zugriff aus höheren / tieferen Ebenen muss explizit sichergestellt werden
- Maßnahmen zur Konsistenzsicherung bei Zugriffen:
  - „von oben“ (aus  $E_k$  mit  $k < l$ ) durch **harte Synchronisation**
    - **explizit die Ebene auf  $E_l$  wechseln** beim Zugriff (Verzögerung)
    - damit erfolgt der Zugriff aus derselben Ebene ( $\leftrightarrow$  Sequentialisierung)
  - „von unten“ (aus  $E_m$  mit  $m > l$ ) durch **weiche Synchronisation**
    - **algorithmisch sicherstellen**, dass Unterbrechungen nicht stören
    - erfordert unterbrechungstransparente Algorithmen



Einleitung

Prioritätsebenenmodell

**Harte Synchronisation**

Ansatz

Bewertung

Weiche Synchronisation

Prolog/Epilog-Modell

Zusammenfassung

Referenzen

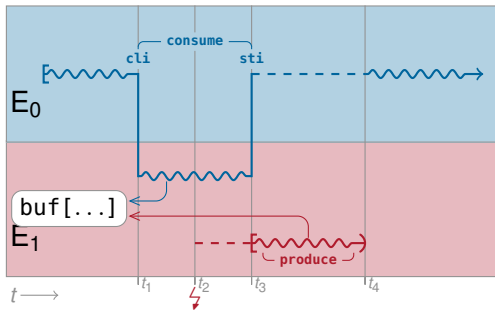


# Bounded Buffer – Lösung mit harter Synchronisation

Zugriff „von oben“ wird hart synchronisiert: Für die Ausführung von `consume()` wechselt der Kontrollfluss auf  $E_1$

```
char consume() {  
    cli();  
    ...  
    char result = buf[nextout++];  
    ...  
    sti();  
    return result;  
}
```

```
void produce(char data) {  
    // hier nichts zu tun  
    ...  
    buf[nextin++] = data;  
    ...  
    //hier nichts zu tun  
}
```



Zustand liegt (logisch) auf  $E_1$



## ■ Vorteile

- Konsistenz ist sicher gestellt
  - auch bei komplexen Datenstrukturen und Zugriffsmustern
  - unabhängig davon, was der Compiler macht
- einfach anzuwenden, „funktioniert immer“
  - im Zweifelsfall legt man einfach sämtlichen Zustand auf die höchstpriorie Ebene

## ■ Nachteile

- Breitbandwirkung
  - Es werden pauschal alle Unterbrechungsbehandlungen (Kontrollflüsse) auf und unterhalb der Zustandsebene verzögert
- Prioritätsverletzung
  - Es werden Kontrollflüsse höherer Priorität verzögert
- prophylaktisches Verfahren
  - Nachteile werden in Kauf genommen, obwohl die Wahrscheinlichkeit, dass tatsächlich eine relevante Unterbrechung eintritt, sehr klein ist.



- Ob die Nachteile erheblich sind, hängt ab von
  - Häufigkeit,
  - durchschnittlicher Dauer,
  - maximaler Dauerder Verzögerung.
- Kritisch ist vor allem die **maximale Dauer**
  - hat direkten Einfluss auf die anzunehmende Latenz
  - Wird die Latenz zu hoch, können Daten verloren gehen
    - *edge-triggered* Unterbrechungen gehen verloren
    - Daten werden zu langsam von EA-Gerät abgeholt

## Fazit

Harte Synchronisation ist eher **ungeeignet** für die Konsistenzsicherung **komplexer Datenstrukturen**



# Agenda

---

Einleitung

Prioritätsebenenmodell

Harte Synchronisation

**Weiche Synchronisation**

Ansatz

Implementierungsbeispiele

Bewertung

Prolog/Epilog-Modell

Zusammenfassung

Referenzen

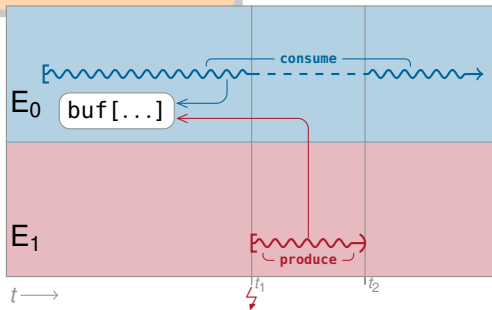


# Bounded Buffer – Ansatz mit weicher Synchronisation

Zugriff „von unten“ wird weich synchronisiert: `consume()` liefert ein korrektes Ergebnis, auch wenn während der Abarbeitung `produce()` ausgeführt wurde.

```
char consume() {  
    ?  
}
```

```
void produce(char data) {  
    ?  
}
```



Zustand liegt (logisch) auf  $E_0$



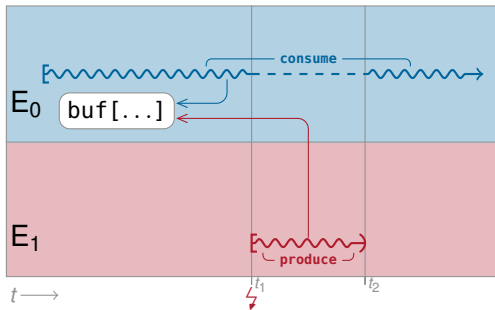
# Bounded Buffer – Konsistenzbedingungen, Annahmen

## ■ Konsistenzbedingung

- Ergebnis einer unterbrochenen Ausführung soll äquivalent sein zu dem einer sequentiellen Ausführung der Operation
  - *entweder* `consume()` vor `produce()` *oder* `consume()` nach `produce()`

## ■ Annahmen

- `produce()` unterbricht `consume()`
  - alle anderen Kombinationen kommen nicht vor
- `produce()` läuft immer durch (*run-to-completion*)



Kritisch ist der gemeinsam verwendete Zustand

```
// Pufferklasse in C++
class BoundedBuffer {
    char buf[SIZE]; int occupied; int nextin, nextout;
public:
    BoundedBuffer(): occupied(0), nextin(0), nextout(0) {}
    void produce(char data) { // Unterbrechungsbehandlung:
        int elements = occupied; // Elementzaehler merken
        if (elements == SIZE) return; // Element verloren
        buf[nextin] = data; // Element schreiben
        nextin++; nextin %= SIZE; // Zeiger weitersetzen
        occupied = elements + 1; // Zaehler erhoehen
    }
    char consume() { // normaler Kontrollfluss:
        int elements = occupied; // Elementzaehler merken
        if (elements == 0) return 0; // Puffer leer, kein Ergebnis
        char result = buf[nextout]; // Element lesen
        nextout++; nextout %= SIZE; // Lesezeiger weitersetzen
        occupied = elements - 1; // Zaehler erniedrigen
        return result; // Ergebnis zurueckliefern
    }
};
```



## Kritisch ist der gemeinsam verwendete Zustand

```
// Pufferklasse in C++
class BoundedBuffer {
    char buf[SIZE]; int occupied; int nextin; int nextout;
public:
    BoundedBuffer(): occupied(0), nextin(0), nextout(0) {}
    void produce(char data) { // Unterbrechungsbehandlung:
        int elements = occupied; // Elementzaehler merken
        if (elements == SIZE) return; // Element verloren
        buf[nextin] = data; // Element schreiben
        nextin++; nextin %= SIZE; // Zeiger weitersetzen
        occupied = elements + 1; // Zaehler erhoehen
    }
    char consume() { // normaler Kontrollfluss:
        int elements = occupied; // Elementzaehler merken
        if (elements == 0) return 0; // Puffer leer, kein Ergebnis
        char result = buf[nextout]; // Element lesen
        nextout++; nextout %= SIZE; // Lesezeiger weitersetzen
        occupied = elements - 1; // Zaehler erniedrigen
        return result; // Ergebnis zurueckliefern
    }
};
```

Insbesondere Zustand,  
auf den von beiden Seiten  
**schreibend** zugegriffen wird.



## Bounded Buffer – Alternative Implementierung

```
// Pufferklasse in C++ (alternativ)
class BoundedBuffer {
    char buf[SIZE]; int nextin, nextout;
public:
    BoundedBuffer(): nextin(0), nextout(0) {}
    void produce(char data) {

        if ((nextin + 1) % SIZE == nextout) return;
        buf[nextin] = data;
        nextin = (nextin + 1) % SIZE;

    }
    char consume() {

        if (nextout == nextin) return 0;
        char result = buf[nextout];
        nextout = (nextout + 1) % SIZE;

        return result;
    } };
```

Diese alternative Implementierung kommt ohne gemeinsam beschriebenen Zustand aus.



## Bounded Buffer – Alternative Implementierung

```
// Pufferklasse in C++ (alternativ)
class BoundedBuffer {
    char buf[SIZE]; int nextin, nextout;
public:
    BoundedBuffer(): nextin(0), nextout(0) {}
    void produce(char data) {

        if ((nextin + 1) % SIZE == nextout) return;
        buf[nextin] = data;
        nextin = (nextin + 1) % SIZE;

    }
    char consume() {

        if (nextout == nextin) return 0;
        char result = buf[nextout];
        nextout = (nextout + 1) % SIZE;

        return result;
    } };
```

Allerdings gibt es hier jetzt Zustand, der von einer Seite gelesen und von der jeweils anderen beschrieben wird.

An genau diesen Stellen müssen wir prüfen, ob die Konsistenzbedingung gilt.



## ■ Angenommen, die Unterbrechung von `consume()` erfolgt:

### ■ aus der Sicht von `consume()`

- vor dem Lesen von **nextin**  $\Leftrightarrow$  `consume()` nach `produce()` ✓
- nach dem Lesen von **nextin**  $\Leftrightarrow$  `consume()` vor `produce()` ✓

### ■ aus der Sicht von `produce()`

- vor dem Schreiben von **nextout**  $\Leftrightarrow$  `produce()` vor `consume()` ✓
- nach dem Schreiben von **nextout**  $\Leftrightarrow$  `produce()` nach `consume()` ✓

```
char consume() {  
    if (nextout == nextin) return 0;  
    char result = buf[nextout];  
    nextout = (nextout + 1) % SIZE;  
    return result;  
}
```

Konsistenzbedingung  
ist in jedem Fall erfüllt!

```
void produce(char data) {  
    if ((nextin + 1) % SIZE == nextout) return;  
    buf[nextin] = data;  
    nextin = (nextin + 1) % SIZE;  
}
```



# Systemzeit – Implementierung aus der letzten Vorlesung

```
/* globale Zeitvariable */  
extern volatile time_t global_time;
```

```
/* Systemzeit abfragen */  
time_t time () {  
    return global_time;  
}
```

```
/* Unterbrechungs- *  
 *  * behandlung *  
void timerHandler () {  
    global_time++;  
}
```

h8300-hms-g++ (16-Bit-Architektur)

```
time:  
    mov global_time, %r0; lo  
    mov global_time+2, %r1; hi  
    ret
```

## Problem:

Daten werden nicht  
atomar gelesen.



## ■ Konsistenzbedingung

- Ergebnis einer unterbrochenen Ausführung soll äquivalent sein zu dem einer sequentiellen Ausführung der Operation
  - *entweder* `time()` vor `timerHandler()` *oder umgekehrt*

## ■ Annahmen

- `timerHandler()` unterbricht `time()`
  - alle anderen Kombinationen kommen nicht vor
- `timerHandler()` läuft immer durch (*run-to-completion*)

## ■ Lösungsansatz: In `time()` **optimistisch** herangehen

1. lese Daten unter der Annahme nicht unterbrochen zu werden
2. überprüfe, ob Annahme zutraf – wurden wir unterbrochen?
3. falls unterbrochen, setze neu auf ab Schritt 1



# Systemzeit – Neue Implementierung

```
/* globale Zeitvariable */  
extern volatile time_t global_time;  
extern volatile bool interrupted;
```

```
/* Systemzeit abfragen */  
time_t time () {  
    time_t res;  
    do {  
        interrupted = false;  
        res = global_time;  
    } while (interrupted);  
    return res;  
}
```

```
/* Unterbrechungsbehandlung */  
void timerHandler () {  
    interrupted = true;  
    global_time++;  
}
```

Konsistenzbedingung ist  
nun in jedem Fall erfüllt!



## ■ Vorteile

- Konsistenz ist sichergestellt (durch Unterbrechungstransparenz)
- Priorität wird nie verletzt
  - Kontrollflüsse der höherpriorären Ebenen kommen immer durch
- Kosten entstehen entweder gar nicht oder nur im Konfliktfall
  - gar nicht                      ~> Beispiel Bounded Buffer
  - im Konfliktfall              ~> optimistische Verfahren, Beispiel Systemzeit (zusätzliche Kosten durch Wiederaufsetzen)

## ■ Nachteile

- Lösungen häufig sehr komplex
  - Wenn man überhaupt eine Lösung findet, ist diese in der Regel schwer zu verstehen – und noch schwieriger zu verifizieren
- Lösungen häufig sehr fragil (bezüglich Randbedingungen)
  - Kleinste Änderungen können die Konsistenzgarantie zerstören
  - Codegenerierung des Compilers ist zu beachten
- Bei größeren Datenmengen steigen die Wiederaufsetzkosten



## Fazit

- Weiche Synchronisation durch Unterbrechungstransparenz ist **grundsätzlich erstrebenswert!**
- Es handelt sich bei den Algorithmen jedoch immer um **Speziellösungen** für **Spezialfälle**.
- Als allgemein verwendbares Mittel für die Sicherung **beliebiger Datenstrukturen** ist sie **nicht geeignet**.



# Agenda

---

Einleitung

Prioritätsebenenmodell

Harte Synchronisation

Weiche Synchronisation

**Prolog/Epilog-Modell**

Ansatz

Implementierung

Bewertung

Verwandte Konzepte

Zusammenfassung

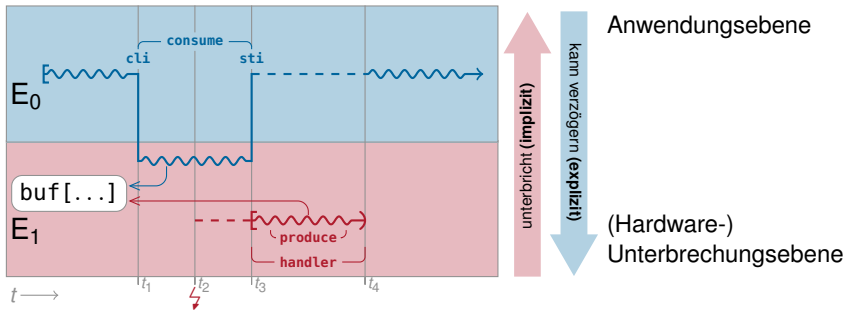
Referenzen



# Prolog/Epilog-Modell – Motivation

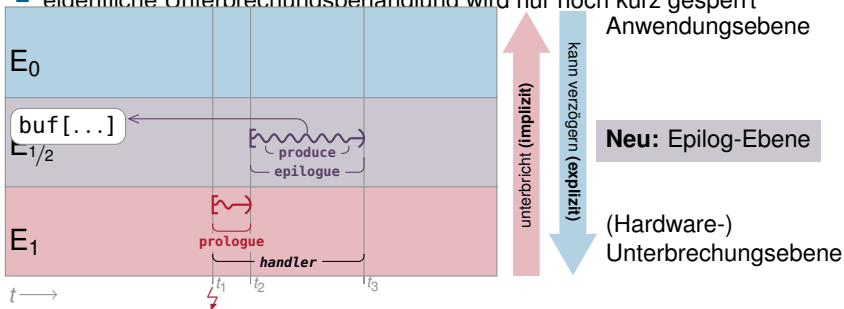
## ■ Reprise: Harte Synchronisation

- einfach, korrekt, „funktioniert immer“ ✓
- Hauptproblem ist die hohe Latenz ✗
  - Verzögerung bei **Zugriff auf den Zustand** aus höheren Ebenen
  - Verzögerung bei **Bearbeitung des Zustands** in der UB selbst
- letztlich dadurch verursacht, dass der Zustand (logisch) auf der/einer Hardwareunterbrechungsebene  $E_{1...n}$  liegt.



# Prolog/Epilog-Modell – Ansatz

- **Ansatz:** Latenzverbergung durch zusätzliche Ebene
  - Wir fügen eine weitere *logische Ebene* ein:  $E_{1/2}$ 
    - $E_{1/2}$  liegt zwischen der Anwendungsebene  $E_0$  und den UB-Ebenen  $E_{1\dots n}$
  - Unterbrechungsbehandlung wird *zweigeteilt* in **Prolog** und **Epilog**
    - **Prolog** arbeitet auf Unterbrechungsebene  $E_{1\dots n}$
    - **Epilog** arbeitet auf der neuen (Software-)Ebene  $E_{1/2}$  (**Epiloge**ebene)
  - Zustand liegt (so weit wie möglich) auf der Epiloge
  - eidentliche Unterbrechungsbehandlung wird nur noch kurz gesperrt



- Unterbrechungsbehandlungsroutinen werden zweigeteilt
  - beginnen im **Prolog** (immer)
  - werden fortgesetzt im **Epilog** (bei Bedarf)
- **Prolog** ( $\rightsquigarrow$  Hardwareunterbrechung)
  - läuft auf Hardwareunterbrechungsebene
    - hat damit Priorität über Anwendungsebene und Epilogebe
  - ist **kurz**, fasst wenig oder gar keinen Zustand an
    - Üblicherweise wird nur der Hardware-Zustand gesichert und bestätigt
    - Unterbrechungen bleiben nur kurz gesperrt ( $\rightsquigarrow$  Latenzminimierung)
    - kann bei Bedarf einen Epilog für die weitere Verarbeitung anfordern
- **Epilog** ( $\rightsquigarrow$  Softwareunterbrechung)
  - läuft auf Epilogebe  $E_{1/2}$  (zusätzliche Kontrollflussebene)
    - Ausführung erfolgt verzögert zum Prolog
    - erledigt die eigentliche Arbeit ( $\rightsquigarrow$  Latenzverbergung)
  - hat Zugriff auf größten Teil des Zustands
    - Zustand wird auf Epilogebe synchronisiert



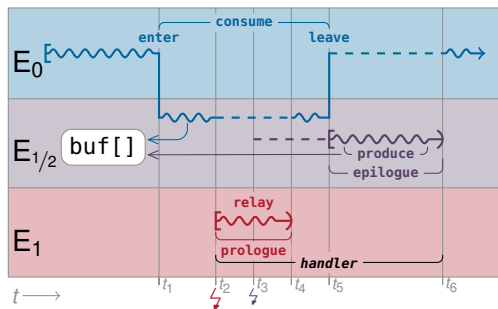
- Die Epilogebeine wird (ganz oder teilweise) in **Software** implementiert
  - trotzdem handelt es sich um eine ganz normale Prioritätsebene des Ebenenmodells
  - es müssen daher auch dieselben Gesetzmäßigkeiten gelten
- Es gilt: Kontrollflüsse auf der Epilogebeine  $E_{1/2}$  werden
  1. **jederzeit unterbrochen** durch Kontrollflüsse der Ebenen  $E_{1...n}$ 
    - ↪ Prologe (Unterbrechungen) haben Priorität über Epiloge
  2. **nie unterbrochen** durch Kontrollflüsse der Ebene  $E_0$ 
    - ↪ Epiloge haben Priorität über Anwendungskontrollflüsse
  3. **sequentialisiert** mit anderen Kontrollflüssen von  $E_{1/2}$ 
    - ↪ Anhängige Epiloge werden nacheinander abgearbeitet.
    - ↪ Bei Rückkehr zur Anwendungsebene sind alle Epiloge abgearbeitet.



- Benötigt werden Operationen, um
  1. explizit die Epilogebeene zu betreten: **enter()**
    - entspricht dem `cli` bei der harten Synchronisation
  2. explizit die Epilogebeene zu verlassen: **leave()**
    - entspricht dem `sti` bei der harten Synchronisation
  3. einen Epilog anzufordern: **relay()**
    - entspricht dem Hochziehen der IRQ-Leitung beim PIC



# Prolog/Epilog-Modell – Ablaufbeispiel



$E_1$ -Unterbrechungen werden nie gesperrt.

Aktivierungslatenz der Unterbrechungsbehandlung ist minimal.

- $t_1$  Anwendungskontrollfluss betritt Epilogebe  $E_{1/2}$  (`enter()`).
- $t_2$  Unterbrechung ⚡ auf Ebene  $E_1$  wird signalisiert  $\rightsquigarrow$  Prolog wird ausgeführt.
- $t_3$  Prolog fordert Epilog für die nachgeordnete Bearbeitung an (`relay()` ⚡).
- $t_4$  Prolog terminiert, unterbrochener  $E_{1/2}$ -Kontrollfluss läuft weiter.
- $t_5$  Anwendungskontrollfluss verlässt die Epilogebe  $E_{1/2}$  (`leave()`)  
 $\rightsquigarrow$  zwischenzeitlich aufgelaufene Epiloge werden nun abgearbeitet.
- $t_6$  Epilog terminiert, Anwendungskontrollfluss fährt auf  $E_0$  fort.



## ■ Benötigt werden Operationen, um

1. explizit die Epilogebeene zu betreten: **enter()**
  - entspricht dem `cli` bei der harten Synchronisation
2. explizit die Epilogebeene zu verlassen: **leave()**
  - entspricht dem `sti` bei der harten Synchronisation
3. einen Epilog anzufordern: **relay()**
  - entspricht dem Hochziehen der IRQ-Leitung beim PIC

## ■ Außerdem Mechanismen, um

4. anhängige Epiloge zu „merken“: **queue** (z. B.)
  - entspricht dem IRR (Interrupt-Request-Register) beim PIC
5. sicherzustellen, dass anhängige Epiloge abgearbeitet werden
  - entspricht bei der harten Synchronisation dem Protokoll zwischen CPU und PIC

Dieser Punkt muss etwas genauer betrachtet werden!



5. sicherzustellen, dass anhängige Epiloge abgearbeitet werden
  - entspricht bei der harten Synchronisation dem Protokoll zwischen CPU und PIC

## Wann müssen anhängige Epiloge abgearbeitet werden?

### Immer unmittelbar, bevor die CPU auf $E_0$ zurückkehrt!

1. bei explizitem Verlassen der Epilogebeene mit `leave()`
  - während der Anwendungskontrollfluss auf  $E_{1/2}$  gearbeitet hat könnten Epiloge aufgelaufen sein ( $\leftrightarrow$  Sequentialisierung).
2. nach Abarbeitung des letzten Epilogs
  - während der Epilogabarbeitung könnten weitere Epiloge aufgelaufen sein ( $\leftrightarrow$  Sequentialisierung).
3. wenn der **letzte** Unterbrechungsbehandler terminiert
  - während der Abarbeitung von  $E_{1\dots n}$ -Kontrollflüssen könnten Epiloge aufgelaufen sein ( $\leftrightarrow$  Priorisierung).



- Implementierungsvarianten
  - rein softwarebasiert
  - mit Hardwareunterstützung durch einen **AST**
- Ein **AST** (*asynchronous system trap*) ist eine Unterbrechung, die (nur) durch Software angefordert werden kann.
  - z. B. durch Setzen eines Bits in einem bestimmten Register
  - ansonsten technisch vergleichbar mit einer Hardware-Unterbrechung
    - AST wird (im Gegensatz zu Traps/Exceptions) **asynchron** abgearbeitet
    - AST läuft auf eigener Unterbrechungsebene zwischen der Anwendungsebene und den Hardware-UBs ( $\leftrightarrow$  unsere  $E_{1/2}$ )
    - Gesetzmäßigkeiten des Ebenenmodells gelten (AST-Ausführung ist verzögerbar, wird automatisch aktiviert, ...)
- Sicherstellung der Epilogabarbeitung wird damit sehr einfach!
  - Abarbeitung der Epiloge erfolgt im AST
    - $\rightsquigarrow$  und damit automatisch, bevor die CPU auf  $E_0$  zurückkehrt
  - bleibt nur noch die Verwaltung der anhängigen Epiloge

( $\rightsquigarrow$  Übung)

( $\rightsquigarrow$  [2, 3])



- Beispiel TriCore: Implementierung mit AST
  - AST hier als Unterbrechung der  $E_1$  konfiguriert ( $\Leftrightarrow$  unsere  $E_{1/2}$ )
  - Geräteunterbrechungen laufen auf  $E_{2...n}$

```
void enter() {
    CPU::setIRQL(1);           // betrete E1, verzögere AST
}
void leave() {
    CPU::setIRQL(0);          // erlaube AST (anhaengiger
                              // AST wurde jetzt abgearbeitet)
}
void relay(<Epilog>) {
    <haenge Epilog an queue an>
    CPU_SRC1::trigger();      // aktiviere Level-1 IRQ (AST)
}
void __attribute__((interrupt_handler)) irq1Handler() {
    while(<Epilog in queue>) {
        <entferne Epilog aus queue>
        <arbeite Epilog ab>
    }
}
```



- Beispiel TriCore: Implementierung mit AST
  - AST hier als Unterbrechung der  $E_1$  konfiguriert ( $\Leftrightarrow$  unsere  $E_{1/2}$ )
  - Geräteunterbrechungen laufen auf  $E_{2...n}$

```
void enter() {
    CPU::setIRQ(1);           // b
}
void leave() {
    CPU::setIRQ(0);          // e
}
void relay(<Epilog>) {
    <haenge Epilog an queue an>
    CPU_SRC1::trigger();     // aktiviere Level-1 IRQ (AST)
}
void __attribute__((interrupt_handler)) irq1Handler() {
    while(<Epilog in queue>) {
        <entferne Epilog aus queue>
        <arbeite Epilog ab>
    }
}
```

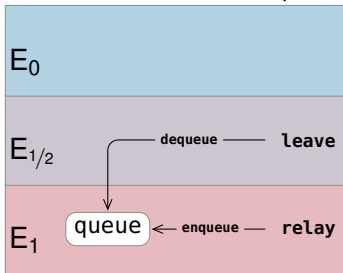
Bietet die Hardware (wie z. B. IA-32) kein AST-Konzept, so kann man dieses in Software nachbilden.

Näheres dazu in der Übung.



# Prolog/Epilog-Modell – Ziel erreicht?

- Kernzustand kann jetzt auf Epilogebebene verwaltet und synchronisiert werden.
  - Hardware-UBs müssen nicht (mehr) gesperrt werden!
- Ein Problem bleibt noch: Die Epilog-Warteschlange
  - Zugriff erfolgt aus Prologen und der Epilogebebene
    - muss also entweder hart synchronisiert werden (im Bild)
    - oder man sucht eine Speziallösung mit weicher Synchronisation



Harte Synchronisation erscheint hier **akzeptabel**, da die Sperrzeit ( $\Leftrightarrow$  Ausführungszeit von `dequeue()`) **kurz** und **deterministisch** ist.

Eine Lösung mit **weicher Synchronisation** (z. B. [7]) wäre natürlich schöner!



## ■ Vorteile

- Konsistenz ist sichergestellt (durch Synchronisation auf Epilogebe)
- Programmiermodell entspricht dem (einfach verständlichen) Modell der harten Synchronisation
- Auch komplexer Zustand kann synchronisiert werden
  - ohne das dabei Unterbrechungsanforderungen verloren gehen
  - ermöglicht es, den gesamte BS-Kern auf Epilogebe zu schützen

## ■ Nachteile

- Zusätzliche Ebene führt zu zusätzlichem Overhead
  - Epilogaktivierung könnte länger dauern als direkte Behandlung
  - Komplexität für den BS-Entwickler wird erhöht
- Unterbrechungssperren lassen sich nicht vollständig vermeiden
  - Gemeinsamer Zustand von Pro- und Epilog muss weiter hart oder weich synchronisiert werden



## Fazit

- Das Prolog/Epilog-Modell ist ein **guter Kompromiss** für die Synchronisation des Kernzustands.
- Es ist auch für die Konsistenzsicherung **komplexer Datenstrukturen geeignet**



- UNIX: top/bottom half [4]
  - Aktivitäten der bottom half ( $\mapsto E_1$ ) sind asynchron zu den Aktivitäten der top half ( $\mapsto E_{1/2}$ ) und dürfen keine Systemfunktionen aufrufen
- Windows: ISRs / deferred procedure calls (DPCs) [8]
  - Unterbrechungsbehandler ( $\mapsto$  Prologe) können DPCs ( $\mapsto$  Epiloge) in eine Warteschlange einhängen. Diese wird verzögert abgearbeitet, bevor die CPU auf Faden-Ebene zurückkehrt
- Linux: top halves / bottom halves, tasklets, irq threads [1, 5, 6]
  - Klassisch: Unterbrechungsbehandler (ISR) setzt Bit, durch das eine verzögerte bottom half (BH  $\mapsto$  Epilog) angefordert werden kann.
  - Aktuell: BH  $\mapsto$  Softirqs, dazu kommen tasklets (vgl. mit Windows DPCs) und interrupt threads.
- eCos: ISRs / deferred service routines (DSRs)
- ...

Nahezu alle Betriebssysteme, die Unterbrechungsbehandlung verwenden, bieten auch eine „Epilogebe“.



# Agenda

---

Einleitung

Prioritätsebenenmodell

Harte Synchronisation

Weiche Synchronisation

Prolog/Epilog-Modell

**Zusammenfassung**

Referenzen



- Konsistenzsicherung im BS-Kern
  - muss anders erfolgen als zwischen Prozessen – einseitig
  - Kontrollflüsse arbeiten auf verschiedenen Prioritätsebenen
- Maßnahmen zur Konsistenzsicherung
  - harte Synchronisation (durch Unterbrechungssperren)
    - einfach, jedoch negative Auswirkungen auf Latenz
    - Unterbrechungsanforderungen können verloren gehen
  - weiche Synchronisation (durch Unterbrechungstransparenz)
    - gut und effizient, jedoch nur in Spezialfällen möglich
    - Implementierung kann sehr komplex werden
  - Prolog/Epilog-basierte Synchronisation (Zweiteilung der Unterbrechungsbehandlung)
    - guter Kompromiss
    - Stand der Technik in heutigen Betriebssystemen



### Beachte: Unterbrechungsbehandlung $\neq$ Parallelität

- Techniken funktionieren (so) nur bei echter Unterbrechungsemantik: A und UB werden auf **demselben** Prozessor ausgeführt
- Wird die UB „echt parallel“ (auf einem weiteren Prozessor) ausgeführt, kommt es zu Problemen
  - Annahmen des Prioritätsebenenmodells gelten nicht mehr! (Sequentialisierung, Priorisierung, *run-to-completion*)
  - Asymmetrie (UB unterbricht A) ist nicht länger gegeben (weiche Synchronisation wird dadurch viel schwieriger)
- Zusätzlich erforderlich: **Interprozessor-Synchronisation**
  - „hart“  $\mapsto$  zweiseitig blockierend, z. B. mit *Spin-Locks*  $\rightsquigarrow$  Übung
  - „weich“  $\mapsto$  algorithmisch nichtblockierend (**schwer!**)  $\rightsquigarrow$  [CS]





Daniel P. Bovet und Marco Cesati. *Understanding the Linux Kernel*. O'Reilly, 2001. ISBN: 0-596-00002-2.



Digital Equipment Corporation. *VAX-11 Architecture Reference Manual*. Document Number EK-VAXAR-RM-001. Digital Equipment Corporation. Maynard, MA, USA: Digital Press, Mai 1982.



Samuel J. Leffler, Marshall Kirk McKusick, Michael J. Karels u. a. *The Design and Implementation of the 4.3 BSD UNIX Operating System*. Addison-Wesley, Mai 1989. ISBN: 0-201-06196-1.



John Lions. *Lions' Commentary on UNIX (6th Edition)*. Peer-to-Peer Communications Inc., 1977. ISBN: 978-1573980135.



Robert Love. *Linux Kernel Development (2nd Edition)*. Novell Press, 2005. ISBN: 978-0672327209.



Valentin Rothberg. *Interrupt Handling in Linux*. Technical Report. Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Lehrstuhl für Informatik 4, 2015. URL: [https://www4.cs.fau.de/~vrothberg/Interrupt\\_Handling\\_in\\_Linux.pdf](https://www4.cs.fau.de/~vrothberg/Interrupt_Handling_in_Linux.pdf).





Friedrich Schön, Wolfgang Schröder-Preikschat, Olaf Spinczyk u. a. „On Interrupt-Transparent Synchronization in an Embedded Object-Oriented Operating System“. In: *Proceedings of the 3rd IEEE International Symposium on Object-Oriented Real-Time Distributed Computing (ISORC '00)*. (Newport Beach, CA, USA). IEEE Computer Society Press, März 2000, S. 270–277. DOI: 10.1109/ISORC.2000.839540.



Wolfgang Schröder-Preikschat. *Concurrent Systems*. Vorlesung mit Übung. Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Lehrstuhl für Informatik 4, 2015 (jährlich). URL: [https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS15/V\\_CS](https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS15/V_CS).



Wolfgang Schröder-Preikschat. *Systemprogrammierung*. Vorlesung mit Übung. Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Lehrstuhl für Informatik 4, 2015 (jährlich). URL: [https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS15/V\\_SP](https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS15/V_SP).



David A. Solomon und Mark Russinovich. *Inside Microsoft Windows 2000 (3rd Edition)*. Microsoft Press, 2000. ISBN: 3-86063-630-8.

