

Betriebssysteme (BS)

VL 5 – Unterbrechungen, Synchronisation

Daniel Lohmann

Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

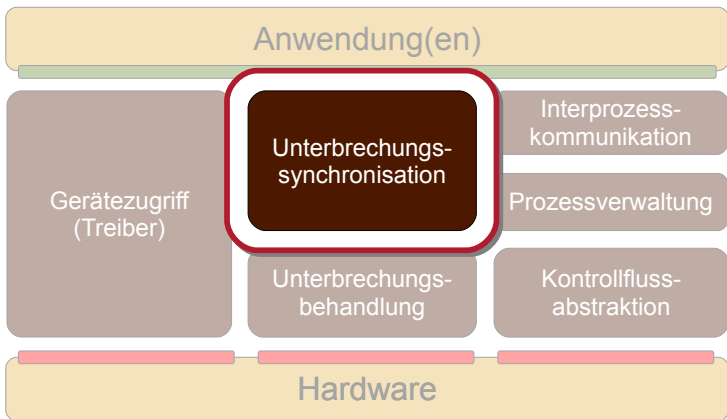
Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen Nürnberg

WS 16 – 17. November 2015



https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS16/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

dl Betriebssysteme (VL 4 | WS 15) 4 Unterbrechungen, Software-Zustandsänderung

Beispiele aus der letzten Vorlesung

Beispiel 2: Ringpuffer

auch die Pufferimplementierung ist kritisch ...

Ausführung Zustand

buf [0] [1] [2] occ. nextin nextout

```
char consume() {
    int e;
    if (e)
        char
        nexto
    int e
    if (elements == SIZE) return;
    buf[nextin] = data;
    nextin++; nextin %= SIZE;
    occupied = elements + 1; // 2
}

occupied = elements - 1; // 0
return result; // 'a'
```

Problem:
Beim nächsten Aufruf von `consume()` hat `occupied` den Wert 0. Damit wird kein Ergebnis geliefert. Die Datenstruktur ist in einem inkonsistenten Zustand.

dl Betriebssysteme (VL 4 | WS 15) 4 Unterbrechungen, Software-Zustandsänderung

4-38

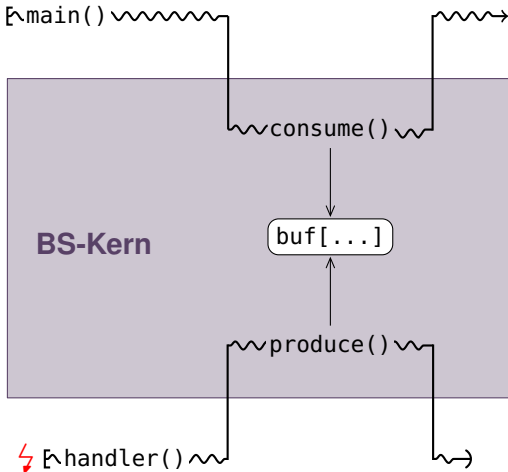
Motivation: Ursache

Kontrollflüsse
“von oben”

“begegnen”
sich im Kern

und “von unten”

Anwendungskontrollfluss (A)



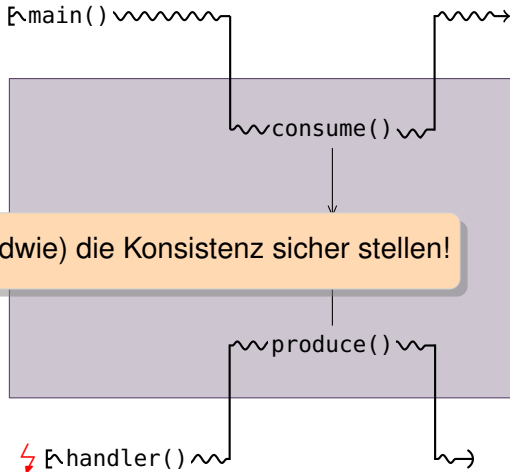
Unterbrechungskontrollfluss (UB)



Motivation: Ursache

Kontrollflüsse
"von oben"

Anwendungskontrollfluss (A)



"b
sic
Wir müssen (irgendwie) die Konsistenz sicher stellen!

und "von unten"

Unterbrechungskontrollfluss (UB)

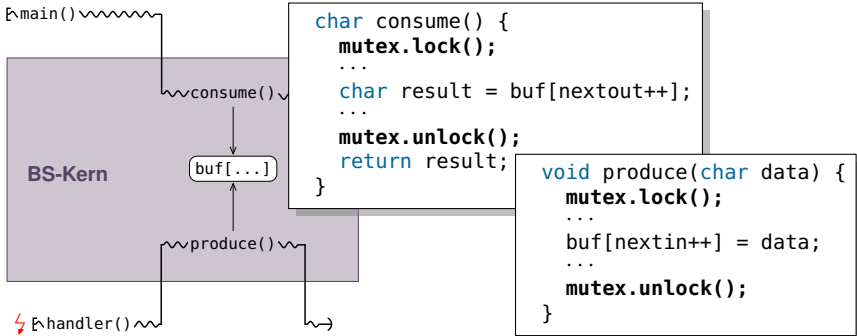


Naiver Lösungsansatz

■ Zweiseitige Synchronisation

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

Anwendungskontrollfluss (A)



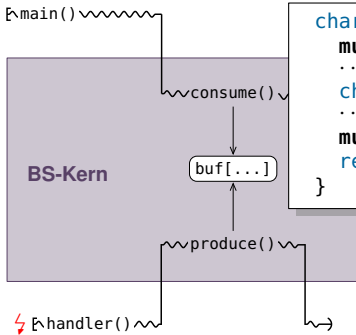
Unterbrechungskontrollfluss (UB)

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;  
}
```

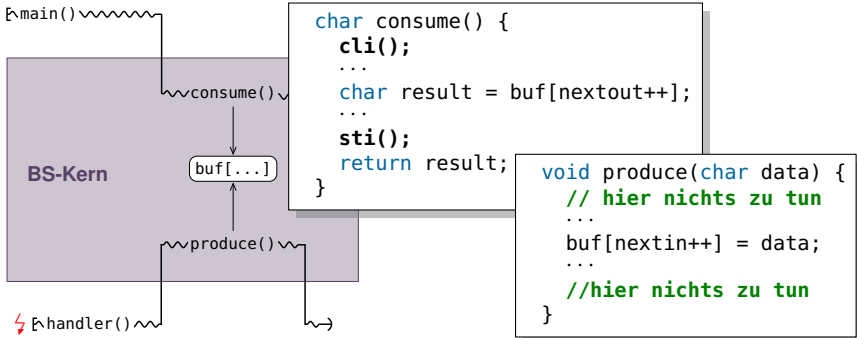
```
void produce(char data) {  
    mutex.lock();  
    ...  
    buf[nextin++] = data;  
    ...  
    mutex.unlock();  
}
```

Unterbreckungskontrollfluss (UB)

■ 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)



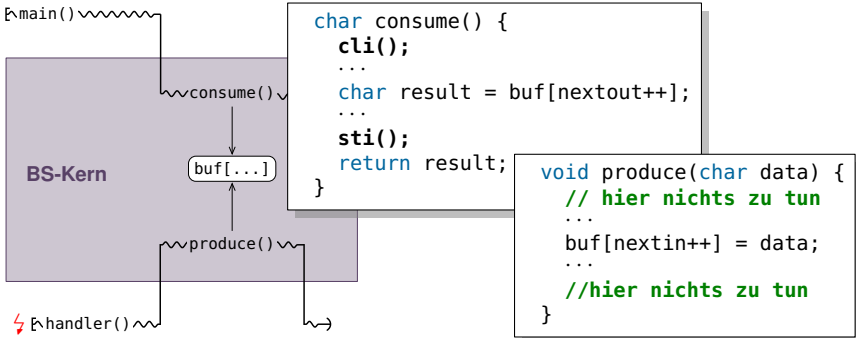
Unterbrechungskontrollfluss (UB)

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

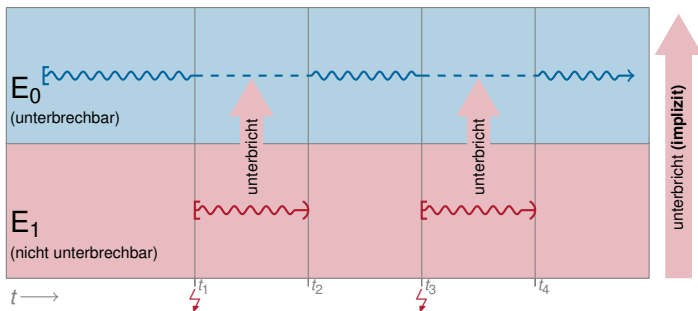
Zusammenfassung

Referenzen



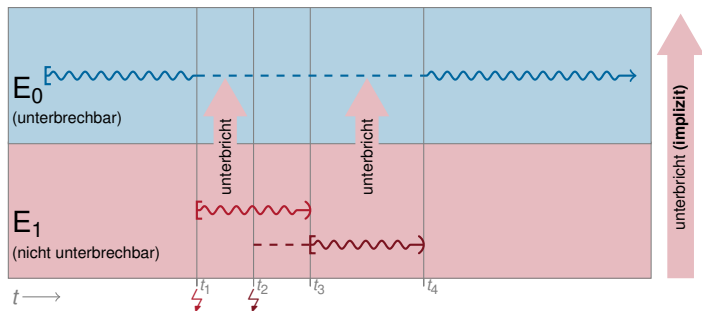
Prioritätsebenenmodell

- 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)



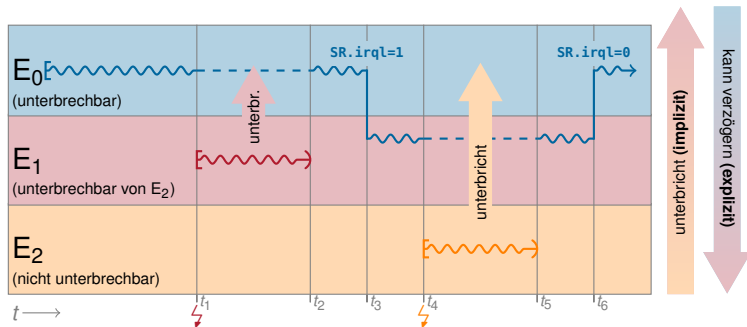
Prioritätsebenenmodell

- 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. sequenzialisiert 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

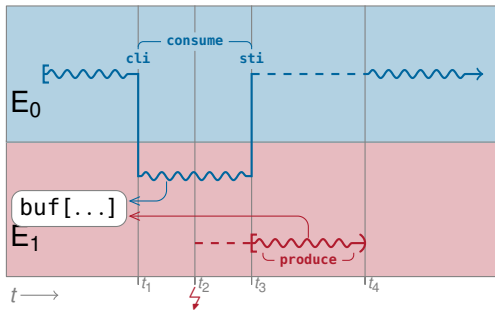


Bounded Buffer – Lösung mit harter Synchronisation

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 eintrifft, 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

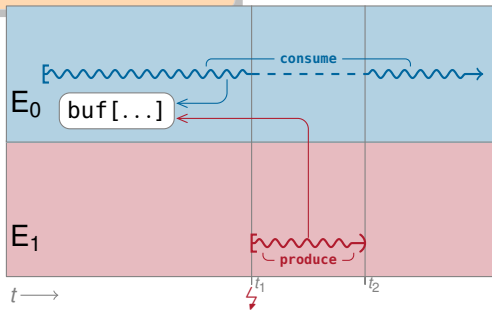


Bounded Buffer – Ansatz mit weicher Synchronisation

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



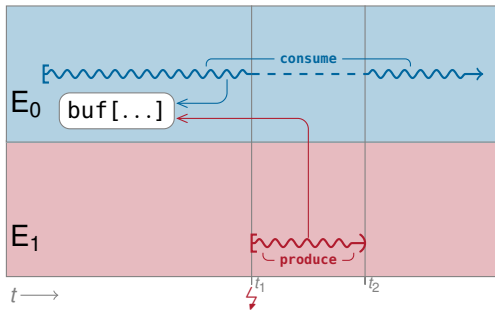
Bounded Buffer – Konsistenzbedingungen, Annahmen

■ 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.



```
// 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.



Bounded Buffer – Analyse der neuen Implementierung

- 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;  
}
```



■ 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 höherpriorien 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

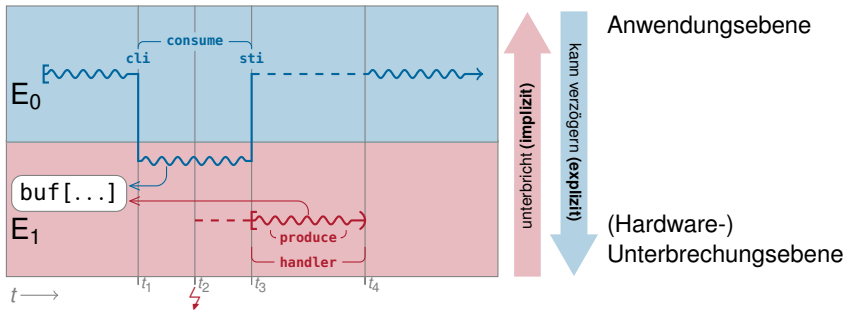
Referenzen



Prolog/Epilog-Modell – Motivation

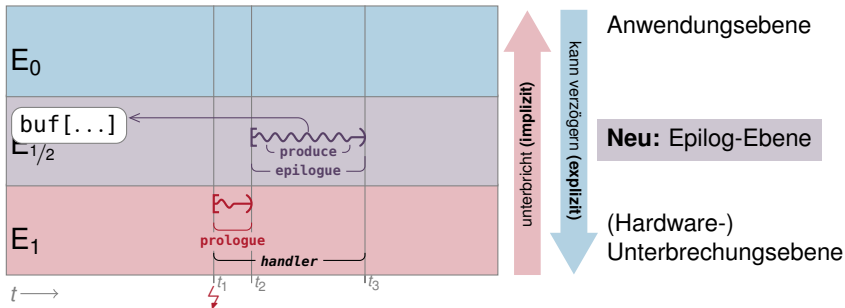
■ Reprise: Harte Synchronisation

- 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 $E_{1/2}$ (**Epilogebene**)
 - Zustand liegt (so weit wie möglich) auf der Epilogebene
 - eigentliche Unterbrechungsbehandlung wird nur noch kurz gesperrt



- Unterbrechungsbehandlungsroutinen werden zweigeteilt
 - beginnen im **Prolog** (immer)
 - werden fortgesetzt im **Epilog** (bei Bedarf)
- **Prolog** (↪ 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 (↪ Latenzminimierung)
 - kann bei Bedarf einen Epilog für die weitere Verarbeitung anfordern
- **Epilog** (↪ Softwareunterbrechung)
 - läuft auf Epilogebe $E_{1/2}$ (zusätzliche Kontrollflussebene)
 - Ausführung erfolgt verzögert zum Prolog
 - erledigt die eigentliche Arbeit (↪ 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

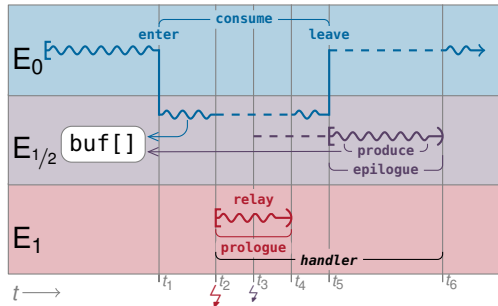
- Es gilt: Kontrollflüsse auf der Epilogebeine $E_{1/2}$ werden
 1. **jederzeit unterbrochen** durch Kontrollflüsse der Ebenen $E_{1...n}$
 - ↪ Prologe (Unterbrechungen) haben Priorität über Epiloge
 2. **nie unterbrochen** durch Kontrollflüsse der Ebene E_0
 - ↪ Epiloge haben Priorität über Anwendungskontrollflüsse
 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 Epilogebene $E_{1/2}$ (`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 Epilogebene $E_{1/2}$ (`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 Epilogebene 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 (↷ Übung)
 - mit Hardwareunterstützung durch einen AST (↷ [2, 3])
- 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 (↷ 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
 - ↷ und damit automatisch, bevor die CPU auf E_0 zurückkehrt
 - bleibt nur noch die Verwaltung der anhängigen Epiloge



- 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::setIRQL(1);           // b
}
void leave() {
    CPU::setIRQL(0);          // e
}                               // A
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>
    }
}
```

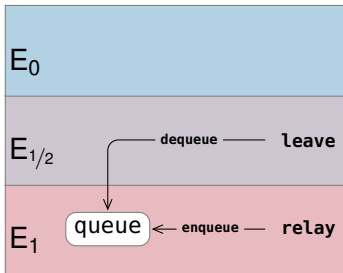
Bietet die Hardware (wie z. B. IA-32) kein AST-Konzept, so kann man dieses in Software nachbilden.

Näheres dazu in der Übung.



Prolog/Epilog-Modell – Ziel erreicht?

- Kernzustand kann jetzt auf Epilogebeine verwaltet und synchronisiert werden.
 - Hardware-UBs müssen nicht (mehr) gesperrt werden!
- Ein Problem bleibt noch: Die Epilog-Warteschlange
 - Zugriff erfolgt aus Prologen und der Epilogebeine
 - 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 „Epilogebene“.



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]



- [1] Daniel P. Bovet und Marco Cesati. *Understanding the Linux Kernel*. O'Reilly, 2001. ISBN: 0-596-00002-2.
- [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.
- [3] 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.
- [4] John Lions. *Lions' Commentary on UNIX (6th Edition)*. Peer-to-Peer Communications Inc., 1977. ISBN: 978-1573980135.
- [5] Robert Love. *Linux Kernel Development (2nd Edition)*. Novell Press, 2005. ISBN: 978-0672327209.
- [6] 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.



- [7] 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.
- [CS] 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.
- [SP] 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.
- [8] David A. Solomon und Mark Russinovich. *Inside Microsoft Windows 2000 (3rd Edition)*. Microsoft Press, 2000. ISBN: 3-86063-630-8.

