



Universität Bielefeld
Technische Fakultät

R|V|S
Rechnernetze und
Verteilte Systeme

Vorlesung 10

Mutual Exclusion

Peter B. Ladkin
ladkin@rvs.uni-bielefeld.de

Sequentielle Operationen in Logik

- Sei es, wir möchten eine Sequenz von Operationen spezifizieren:-
- Also $\pi == (\alpha; \beta; \gamma)$
- Logik hat keine Sequentialisierungs-Operator
- Wir definieren

$$\begin{array}{lll} A: \wedge pc = `a' & B: \wedge pc = `b' & \Gamma: \wedge pc = `c' \\ \wedge \alpha & \wedge \beta & \wedge \gamma \\ \wedge pc' = `b' & \wedge pc' = `c' & \wedge pc' = `d' \end{array}$$

und

$$\Pi == \square (A \vee B \vee \Gamma \vee \text{NoOp})$$

Sequentielle Operationen in Logik

- Ausser der Werte des Program-Counters haben beide Programme das gleiche Verhalten
- Für andere Constructs gibt es Tricks:
 - Für $\text{loop}(\alpha; \beta; \gamma) \text{ endloop}$ definiert man lieber
$$\Gamma: \wedge pc = `c'$$
$$\wedge \gamma$$
$$\wedge pc' = `a'$$
da nach Γ könnte nur A ausgeführt werden

Sequentielle Operationen in Logik

- Wie könnte man also das folgende Programm in Logik schreiben?

```
var integer    x, y    = 0 ;  
    semaphore sem    = 1 ;
```

```
cobegin loop P(sem) ;  
                <x <- x+1> ;  
                V(sem)          endloop  
[ ]  
                loop P(sem) ;  
                <y <- y+1>  
                V(sem)          endloop
```

Sequentielle Operationen in Logik

- Also:

$$\begin{aligned} \text{Init} == & \wedge \text{pc1} = \text{'a'} \\ & \wedge \text{pc2} = \text{'a'} \\ & \wedge \mathbf{x} = 0 \\ & \wedge \mathbf{y} = 0 \\ & \wedge \text{sem} = 1 \end{aligned}$$

- $\text{ProgVars} == \langle \mathbf{x}, \mathbf{y} \rangle$
- $\text{Unchanged } \Phi == (\Phi' = \Phi)$

Sequentielle Operationen in Logik

- $\alpha_1 == \wedge pc_1 = \text{'a'}$
 $\wedge pc_1' = \text{'b'}$
 $\wedge 0 < sem$
 $\wedge sem' = sem - 1$
 $\wedge \text{Unchanged ProgVars}$
- $\gamma_1 == \wedge pc_1 = \text{'c'}$
 $\wedge pc_1' = \text{'d'}$
 $\wedge sem' = sem + 1$
 $\wedge \text{Unchanged ProgVars}$

Sequentielle Operationen in Logik

- $\beta_1 == \wedge pc_1 = 'b'$
 $\wedge pc_1' = 'c'$
 $\wedge x' = x+1$
 $\wedge \text{Unchanged } \langle y, \text{sem} \rangle$
- Ähnlich für den zweiten Thread für y ,
sagen wir $\alpha_2, \beta_2, \gamma_2$
- $N_1 == \alpha_1 \vee \beta_1 \vee \gamma_1$
 $N_2 == \alpha_2 \vee \beta_2 \vee \gamma_2$
 $N == N_1 \vee N_2 \vee \text{NoOp}$
- $\Pi == \text{Init} \wedge \square NN$

Übung

- Schreib α_2 , β_2 , γ_2 in voll

Bemerkungen

- Die volle Aufschreibung in Logik ist lästig
- Aber nicht so lästig wie ein Programm, die unerwartete Nebeneffekten hat
- Es geht leider nicht anders. Spezifikation muss genau sein und das bedeutet u.a., dass man sagen muss, was mit allen betroffenen Variablen bei jedem Schritt passieren muss
- Das Semaphore-Verfahren hat aber das Mutex-Problem vereinfacht.

Bemerkungen

- Mutex könnte für eine beliebige Anzahl von Prozessen benötigt werden, z.B., für Drucker-Services
- Das Semaphore-Verfahren hat es aber auf zwei Prozessen reduziert: $P(\text{sem})$ und $V(\text{sem})$
- Die Änderungen auf sem sind relative einfach zu implementieren. Was nicht so einfach ist, ist das "Unchanged" Bedingung festzustellen

Algorithmen für zweier Mutex

- Versuch 1 (V1)

flag: 0..1

P0:loop

```
while flag ≠ 0 do NoOp;  
<CritSect0>;  
flag = 1    endloop
```

P1:loop

```
while flag ≠ 1 do NoOp;  
<CritSect1>;  
flag = 0    endloop
```

Kommentare zu V1

- Die Programme könnten nur im strikten Austausch ausgeführt werden
- Im Fall, dass Prozess P0 stolpert, könnte Prozess P1 nicht weiter ausgeführt werden
- Das gleiche für Prozess P1 gegenüber Prozess P0
- V1 benutzt Busy-Waiting
- Gleichzeitiges Lesen/Schreiben von `flag` ist aber kein Problem

Übung

- Beweise die Aussagen auf der letzten Folie
- Hinweis:
 - In jedem Programm gibt es drei Befehle
 - Die Befehle könnten in einer beliebigen Reihenfolge ausgeführt werden
 - Es gibt nur wenige Befehl-Sequenzen, die wir betrachten müssen
- Behauptung: nur die Interleaving muss betrachtet werden; man kann das Verfahren, in dem zwei Befehle überlappen, ignorieren

Algorithmen für zweier Mutex

- Versuch 2 (V2)

flag: array [0..1] of 0..1

P0:loop

```
flag[0] = 1;  
while flag[1] = 1 do NoOp;  
<CritSect0>;  
flag[0] = 0      endloop
```

P1:loop

```
flag[1] = 1;  
while flag[0] = 1 do NoOp;  
<CritSect1>;  
flag[1] = 0      endloop
```

Kommentare zu V2

- Prozessen P0 und P1 könnte beliebig ausgeführt werden; sie müssen nicht im strikten Austausch ausgeführt werden
- Sei es, dass Prozess P0 setzt $flag[0] = 1$ und direkt danach Prozess P1 setzt $flag[1] = 1$. Es folgt, dass beide Prozessen ewig auf einander warten

Dieses Verfahren, dass zwie oder mehrere Prozessen auf einander ewig warten, heisst **Deadlock**

Übung

- Beweise die Aussagen auf der letzten Folie

Algorithmen für zweier Mutex

- Versuch 3 (V3)

```
flag: array [0..1] of 0..1  
turn: {a,b}
```

Algorithmen für zweier Mutex

- V3

P0:loop

```
flag[0] = 1;
```

```
turn = b;
```

```
while flag[1]=1 and turn=b
```

```
do wait;
```

```
<CritSect0>;
```

```
flag[0] = 0    endloop
```

Algorithmen für zweier Mutex

- V3

P1:loop

```
flag[1] = 1;  
turn = a;  
while flag[1]=1 and turn=a  
    do wait;  
<CritSect0>;  
flag[1] = 0    endloop
```

Kommentare zu V3

- `turn` ist ein Shared-Variabel
- Sei es, dass P0 und P1 versuchen, `turn` gleichseitig zu setzen. Wir müssen sicher sein, dass `turn` entweder Wert `a` oder Wert `b` bekommt
- Dies ist relative einfach, falls `turn` ein einfaches Bit ist
- Ein Hardware-Stück, dass dies sichert, heisst ein **Arbiter**

Arbiter

- Ein perfektes Arbiter kann nicht existieren
- Jedes Arbiter hat einen Bereich, in dem es nicht sichergestellt werden kann, dass 0 oder 1 definitiv auskommt
- Diese Phänomen heisst **Metastability**
- Die Existenz von Metastability ist in den 70en Jahren von Lamport und Palais bewiesen
- Gleichzeitig und davon unabhängig hat Charles Molnar ein Beispiel von Metastability bemerkt
- Beide Papers sind von Zeitschriften abgelehnt!

Kommentare zu V3

- Da `turn` ein einfaches Bit sein muss, könnte V3 nicht ohne weiteres zu mehreren Prozessen generalisiert werden

Kommentare zu V1-V3

- V1 und V2 sind in einem Paper von Dijkstra (1965) diskutiert
- Die erste Mutex-Lösung kommt auch von Dijkstra in 1965
- V3 ist ein bekannter Algorithmus, Peterson's Algorithmus (G.L. Peterson, 1981)
- Das Mutex-Problem bleibt: Man versucht, die Voraussetzungen sowie Behauptungen für jeden Algorithmus schwächer zu machen. Ausserdem ist Effizienz nach wie vor ein Problem

Übung

- Versuch zu beweisen, dass V3 Mutex garantiert
- Versuch zu beweisen, dass kein Deadlock bei der Ausführung des V3 entstehen kann