Algorithmen und Programmierung IV: Nichtsequentielle Programmierung

Robert Tolksdorf
Basiert auf ALP IV, SS 2003
Klaus-Peter Löhr
Freie Universität Berlin

Überblick

Überblick

- Strukturtreue Implementierung
- Mehrprozessorbetrieb
- Mehrprozeßbetrieb

Implementierung von Prozessen und Synchronisationskonstrukten (zur Auffrischung nachlesen: 2.3)

Strukturtreue Implementierung

Prozeß ←?→ Prozessor

Daten ←?→ Speicher

- Def.:
  Strukturtreue Implementierung:

1. *Mehrprozessorsystem (multiprocessor)*
   mit privaten und gemeinsamen Speichern für private und gemeinsame Variable
2. *Parallele*,
   d.h. echt simultane, Ausführung aller Prozesse

Beispiele für *nicht* strukturtreue Implementierung

- Mehrprozessorsystem *ohne private* Speicher

➔ alle Daten im zentralen Arbeitsspeicher

- Weniger Prozessoren als Prozesse, z.B. Einprozessorsystem

➔ quasi-simultane, verzahnte Ausführung im Mehrprozessbetrieb *(multitasking, multiprogramming)*

- Mehrrechnersystem *ohne gemeinsamen* Speicher *(multicomputer)*

➔ nachrichtenbasierte Prozessinteraktion

5.1 Mehrprozessorbetrieb

- ... zunächst betrachtet unter der Voraussetzung:
  - jeder Prozess läuft auf einem eigenen Prozessor;
  - gemeinsame Daten und Synchronisationsobjekte liegen in gemeinsamem Speicher.

5.1.1 Sperrsynchronisation

- Fragestellung:
  Wie kann die Sperroperation lock (3.1.5) implementiert werden?

```
MONITOR Lock {// setzt bereits Sperrmechanismus voraus !
private boolean lock = false;
public void lock() when !lock { lock = true; }
public void unlock() { lock = false; }
}
```

Sperrsynchronisation

- *Idee:*
  - Wiederholt lock prüfen – solange lock gesetzt ist;
  - sobald lock nicht gesetzt ist, selbst setzen.
- *Aber:*
  naive Umsetzung dieser Idee führt nicht zum Erfolg.
- Hardware bietet Unterstützung: unteilbare Instruktionen
- *Beispiel:*
  Instruktion TAS *(test-and-set)* für unteilbares Lesen/Schreiben im Arbeitsspeicher

```
boolean TAS(VAR boolean lock) {
        boolean result = lock;
        lock = true;
        return result;
}
```


Sperrsynchronisation

- Damit

```
class Lock {
private boolean lock = false;
public void lock() { while(TAS(lock)) ; }
public void unlock() { lock = false; }
}
```

- Andere unteilbare Operationen ermöglichen ähnliches – z.B.
  - SWAP
  - INC
  - …

Sperrsynchronisation

- Terminologie:
  - Ein so benutzte Sperrvariable heißt *spin lock*.
  - Die hier praktizierte Art des Wartens heißt aktives Warten *(busy waiting).*
- Aktives Warten ist normalerweise *verpönt* – weil es Ressourcen verbraucht (Prozessor *und* Speicherzugriffe!).
- *Spin locks* werden daher nur auf unterster Ebene für extrem kurzes Sperren eingesetzt, z.B. für die Implementierung von Semaphoren oder Monitoren – nicht explizit im Anwendungs-Code.

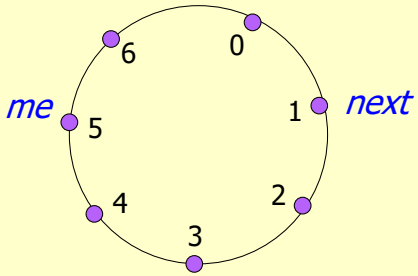
5.1.2 Sperren ohne spezielle Instruktionen

- genauer:
  nur mit atomarem Lesen bzw. Schreiben natürlicher Zahlen (Dekker, Dijkstra, Habermann, Peterson, ...)
- n Prozesse
- Gemeinsame Variable:
  - *next* = 0,1,...,n-1, anfangs 0
- Private Variable:
  - *me* = Prozeßnummer
  - state = *idle, eager, critical,* anfangs *idle*

Sperren ohne spezielle Instruktionen

lock:
repeat
set *eager*
wait until all processes from *next* to *me* – 1 are *idle*,
set *critical*
until nobody else is *critical*;
set *next* to *me*.

unlock:
set *next* to *me* ⊕ 1,
set *idle*.



Sperren ohne spezielle Instruktionen

- Temporäre Variable: *p*

wait until ...:
repeat set *p* to *next*,
while *p* is *idle* **do** increment *p*
until *p* equals *me*.

nobody else ...:
set *p* to *me* ⊕ 1,
while *p* is not *critical* **do** set *p* to *p* ⊕ 1,

5.1.3 Ereignissynchronisation

```
MONITOR M {
public R op(A a) WHEN C { S }
...
}
```

```
{
   do {
        monitor.lock();
        if(!C) {monitor.unlock(); continue;}
        else break; }
   }
   while(true);
   S
   monitor.unlock();
}
```

mit Sperrvariable monitor

Ereignissynchronisation

- *Problematisch:*
  geschachteltes aktives Warten, sogar für längere Zeiträume

- Spezialfall:
  S leer und C unteilbar,
  - z.B. „Warten bis c != 0“
  - **while**(c == 0);
  - (Java: c sollte **volatile** sein)

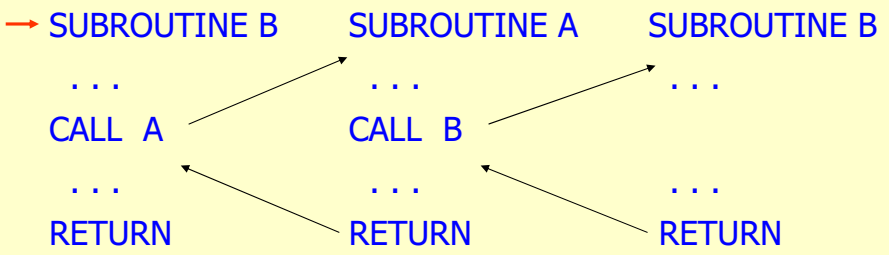
5.2 Mehrprozeßbetrieb (multitasking, multiprogramming)

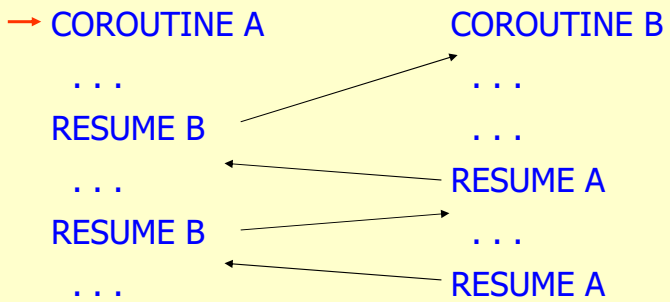
- *Vor.:*
  (zunächst) nur 1 Prozessor
- *Idee:*
  Prozessor ist *abwechselnd* mit der Ausführung der beteiligten Prozesse befasst
- („quasi-simultane" Ausführung, *processor multiplexing*)

5.2.1 Koroutinen

- Subroutinen, Prozeduren, Operationen, Methoden, ... :
- Interaktion mit **Aufruf/Rücksprung** *(call/return)*, d.h. „Übergang" zwischen Prozeduren bedeutet
  - entweder **Aufruf**:
    - A-Inkarnation erzeugt B-Inkarnation,
    - übergibt Parameter und
    - springt zum Startpunkt von B
  - oder **Rücksprung**:
    - Löschen der B-Inkarnation,
    - Rückgabe von Parametern,
    - Rücksprung zur Aufrufstelle in A

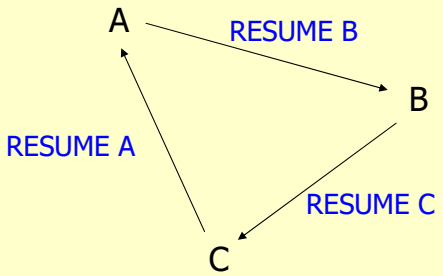
Koroutinen





Koroutinen

- Beliebig viele Koroutinen können beteiligt sein,
- z.B. 3 :



Koroutine (coroutine)

- Interaktion mit *exchange jump* RESUME statt *call/return:*
- A: RESUME B bewirkt
- Sprung von A-Inkarnation nach B-Inkarnation an denjenigen Punkt, an dem die B-Inkarnation das letzte Mal (mit RESUME) verlassen wurde
- Jede Inkarnation „kennt" ihren eigenen letzten RESUME-Punkt.

Koroutinen

- **Erzeugen/Löschen** von Koroutinen-Inkarnationen:
- verschiedene Varianten möglich, z.B.
  - erstes RESUME A erzeugt (einzige!) A-Inkarnation;
  - Ende von A wirkt wie RESUME X, wobei X diejenige Koroutine ist, die A letztmalig am Startpunkt aktiviert hat;
  - erneutes RESUME A aktiviert A wiederum am Startpunkt.

Koroutinen

- *Programmiersprachen* mit Koroutinen :
  - Simula (1967, Dahl/Myhrhaug/Nygaard)
  - Modula (1980, Wirth)
  - u.a.
- *Anwendungen*:
  - Übersetzerbau
  - Simulation diskreter Ereignisse

  → Mehrprozessbetrieb / Threading

5.2.2 Prozesse/Threads als Koroutinen

- Ansatz:
  - *Prozess* wird durch Koroutine simuliert;
  - *Blockieren* nicht als aktives Warten, sondern als *exchange jump* zu anderer Koroutine: „Prozesswechsel", „Prozessumschaltung"

Beispiel (Modula-2)

```
DEFINITION MODULE StapelCoroutinen;

EXPORT QUALIFIED erzeugeStapel,legeAufStapel, entnehmeVonStapel,
    leerStapel,vollStapel,tElement, StapelAnzahl,tStapelNr;

CONST StapelAnzahl = 5;

TYPE tElement = CHAR; (* oder ein anderer Typ *)
tStapelNr = [1..StapelAnzahl];

PROCEDURE erzeugeStapel(s:tStapelNr);
PROCEDURE legeAufStapel(s:tStapelNr;el:tElement);
PROCEDURE entnehmeVOnStapel(s:tStapelNr;VAR el :tElement);
PROCEDURE leerStapel(s:tStapelNr):BOOLEAN;
PROCEDURE vollStapel(s:tStapelNr):BOOLEAN;
END StapelCoroutinen.
```


Beispiel (Modula-2)

```
IMPLEMENTATION MODULE StapelCoroutinen;

FROM SYSTEM IMPORT ADDRESS,NEWPROCESS,TRANSFER,PROCESS;
FROM Storage IMPORT ALLOCATE;
FROM InOut      IMPORT WriteString;

VAR main : PROCESS;

Stapel : ARRAY[1..StapelAnzahl] OF PROCESS;
TYPE OpCode = ( pop,push,voll,leer );

VAR Operation : OpCode;
istLeer,istVoll: BOOLEAN;
ELEMENT : tElement;
StapelNr: tStapelNr;
```


Beispiel (Modula-2)

```
PROCEDURE erzeugeStapel(s:tStapelNr);
VAR Adr : ADDRESS;
BEGIN
    ALLOCATE(Adr,254);
    StapelNr := s;
    NEWPROCESS(StapelSimulation,Adr,254,Stapel[s]);
    TRANSFER(main,Stapel[s])
END erzeugeStapel;


PROCEDURE leerStapel(s:tStapelNr):BOOLEAN;
BEGIN
    Operation := leer;
    TRANSFER(main,Stapel[s]);
    RETURN istLeer
END leerStapel;
```


Beispiel (Modula-2)

```
PROCEDURE vollStapel(s:tStapelNr):BOOLEAN;
BEGIN
    Operation := voll;
    TRANSFER(main,Stapel[s]);
    RETURN istVoll
END vollStapel;
PROCEDURE legeAufStapel(s:tStapelNr; el : tElement);
BEGIN
    Operation := push;
    ELEMENT := el
    TRANSFER(main,Stapel[s])
END legeAufStapel;
PROCEDURE entnehmeVonStapel(s:tStapelNr;VAR e1:tElement);
BEGIN
    Operation := pop;
    TRANSFER(main,Stapel[s]);
    el := ELEMENT
END entnehmeVonStapel;
```

Beispiel (Modula-2)

```
PROCEDURE StapelSimulation;
CONST StapelLaenge = 10;
VAR id:[1..StapelAnzahl];
Stapelplatz : ARRAY[1..StapelLaenge] OF tElement;
top : [O..StapelLaenge];
BEGIN
   id := StapelNr;
   top := O;
   TRANSFER(Stapel[id],main);
   LOOP
      CASE Operation OF
        voll:   istVoll :_ (top = StapelLaenge);
        leer:   istLeer :_ (top = 0);
        pop :   IF top >0 THEN
                        ELEMENT := Stapelplatz[top];
                        DEC(top)
                END;
        push:   IF top < StapelLaenge THEN
```


Beispiel (Modula-2)

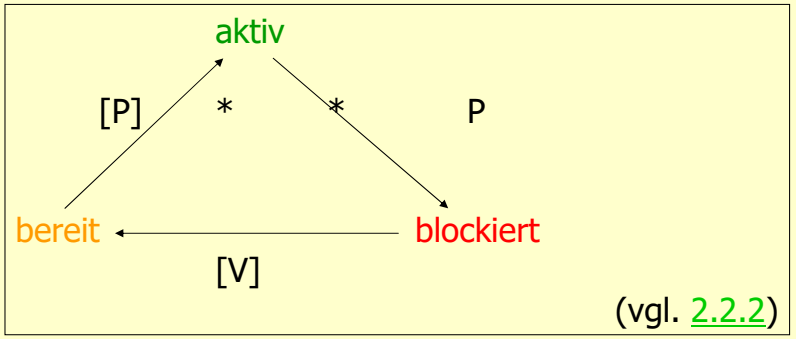
```
                        DEC(top)
                END;
        push:   IF top < StapelLaenge THEN
                        INC(top);
                        Stapelplatz[top] := ELEMENT
                END
        ELSE    WriteString(' Unerlaubte Operation ')
      END;
      TRANSFER(Stapel[id],main)
   END;
END StapelSimulation;

BEGIN
END StapelCoroutinen.
```


Prozesse/Threads als Koroutinen

- 3 mögliche (Makro-)Zustände eines Prozesses:
  - **aktiv**:
    läuft, „ist im Besitz des Prozessors“
  - **blockiert**:
    (wartend) wartet auf Ereignis
  - **bereit**:
    ist weder aktiv noch blockiert,
    d.h. ist lauffähig, aber nicht im Besitz des Prozessors

Prozesse/Threads als Koroutinen

- Zustandsübergänge z.B. bei Verwendung von Semaphoren:



[ ]: Operation wird durch anderen Prozeß ausgeführt
*t: Entscheidung über Prozessorvergabe erforderlich

Prozesse/Threads als Koroutinen

```
class Semaphore { // assuming coroutine support
// active process
static private COROUTINE current;

// ready processes
static private Queue<COROUTINE> readyList
   = new LinkedQueue<COROUTINE>();
private int count;

// blocked processes
private Queue<COROUTINE> waitingList
   = new LinkedQueue<COROUTINE>();

public Semaphore(int init) {count = init;}
```


Prozesse/Threads als Koroutinen

```
public void P() {
   count--;
   if(count < 0) {
        waitingList.add(current);
        current = readyList.remove();
                        // leere Bereitliste ? Verklemmung !
        RESUME current;
   }
}

public void V() {
   count++;
   if(count <= 0)
        readyList.add(waitingList.remove());
                        // leere Warteliste ? Nicht möglich !
}
```


Bemerkungen

1. Prozesswechsel nur bei *Blockade*
   (d.h. jede Anweisungsfolge ohne Blockade ist *unteilbar* – insbesondere auch P und V !)
2. Daher *spin locks* weder erforderlich *noch korrekt (!)*
   (keine echte Parallelität)
3. Sowohl Prozessorvergabe als auch Semaphore sind *FIFO*
4. Bei Prioritätsteuerung eventuell Prozesswechsel auch in V (wenn höherrangiger Prozess geweckt wird)

Bemerkung/2

- Nichtblockierender Prozeß monopolisiert den Prozessor!
  (Weil Prozesswechsel nur bei *Blockade*)
- Abhilfe:
  - Operation **yield**(), die einen Prozesswechsel erlaubt
  - Automatisch *erzwungener* Prozesswechsel in regelmäßigen Abständen, mittels *Zeitgeber-Unterbrechung*
    (time slicing → round-robin scheduling)

5.3 Java Threading

- Zur Erinnerung: 2.3
  - Threads und Synchronisation werden
    - in verschiedenen Java-Systemen
    - verschieden realisiert !
  - Meist – nicht immer – werden
    - sowohl die Prioritäten berücksichtigt (4.1)
    - als auch *time slicing* praktiziert
- Wenn kein *time slicing*, dann Thread.yield() verwenden, um absichtlich den Prozessor an einen anderen bereiten Thread abzugeben (sofern vorhanden)

Zusammenfassung

Überblick

- Strukturtreue Implementierung
- Mehrprozessorbetrieb
  - Sperrsynchronisation
  - Sperren ohne spezielle Instruktionen
  - Ereignissynchronisation
- Mehrprozeßbetrieb
  - Koroutinen
  - Prozesse/Threads als Koroutinen
  - Java Threading