

Betriebssysteme (BS)

VL 12 – Interprozesskommunikation

Volkmar Sieh / Daniel Lohmann

Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen Nürnberg

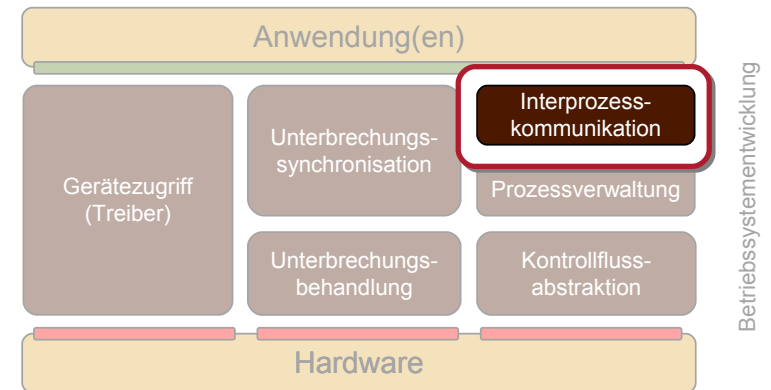
WS 18 – 24. Januar 2019

https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS18/V_BS

Agenda

Einordnung
IPC über Speicher
IPC über Nachrichten
Basisabstraktionen
Trennung der Belange mit AOP
Zusammenfassung

Überblick: Einordnung dieser VL



vs/dl Betriebssysteme (VL 12 | WS 18) 12 Interprozesskommunikation – Einordnung

12-2

Agenda

Einordnung
Kommunikation und Synchronisation
IPC über Speicher
IPC über Nachrichten
Basisabstraktionen
Trennung der Belange mit AOP
Zusammenfassung

vs/dl Betriebssysteme (VL 12 | WS 18) 12 Interprozesskommunikation – Einordnung

12-3

vs/dl Betriebssysteme (VL 12 | WS 18) 12 Interprozesskommunikation – Einordnung

12-4

Kommunikation und Synchronisation

- ... sind durch das Kausalprinzip immer verbunden:

Wenn **A** eine Information von **B** benötigt, um weiterzuarbeiten, muss **A** solange **warten**, bis **B** die Information bereitstellt.

- nachrichtenbasierte Kommunikation impliziert Synchronisation (z.B. bei `send()` und `receive()`)
- Synchronisationsprimitiven eignen sich als Basis für die Implementierung von Kommunikationsprimitiven (z.B. Semaphore)



Agenda

Einordnung
IPC über Speicher
 Monitore
 Pfadeausdrücke
IPC über Nachrichten
Basisabstraktionen
Trennung der Belange mit AOP
Zusammenfassung



IPC über gemeinsamen Speicher

- Anwendungsfälle/Voraussetzungen
 - ungeschütztes System (alle Prozesse im selben Adressraum)
 - System mit sprachbasiertem Speicherschutz
 - Kommunikation zwischen Fäden im selben Adressraum
 - gemeinsamer Speicher mit Hilfe des BS und einer MMU (z.B. UNIX System V shared memory)
 - gemeinsamer Kern-Adressraum von isolierten Prozessen
- positive Eigenschaften:
 - atomare Speicherzugriffe erfordern keine zusätzliche Synchronisation
 - schnell: kein Kopieren
 - einfache IPC Anwendungen leicht zu realisieren
 - unsynchronisierte Kommunikationsbeziehungen möglich
 - M:N Kommunikation leicht möglich



Semaphore – einfache Interaktionen

- gegenseitiger Ausschluss

```
// gem. Speicher
Semaphore mutex(1);
SomeType shared;
```

```
void process_1() {
    mutex.wait();
    shared.access();
    mutex.signal();
}
```

```
void process_2() {
    mutex.wait();
    shared.access();
    mutex.signal();
}
```

- einseitige Synchronisation

```
// gem. Speicher
Semaphore elem(0);
SomeQueue shared;
```

```
void producer() {
    shared.put();
    elem.signal();
}
```

```
void consumer() {
    elem.wait();
    shared.get();
}
```

- betriebsmittelorientierte Synchronisation

```
// gem. Speicher
Semaphore resource(N); // N>1
SomeResource shared;
```

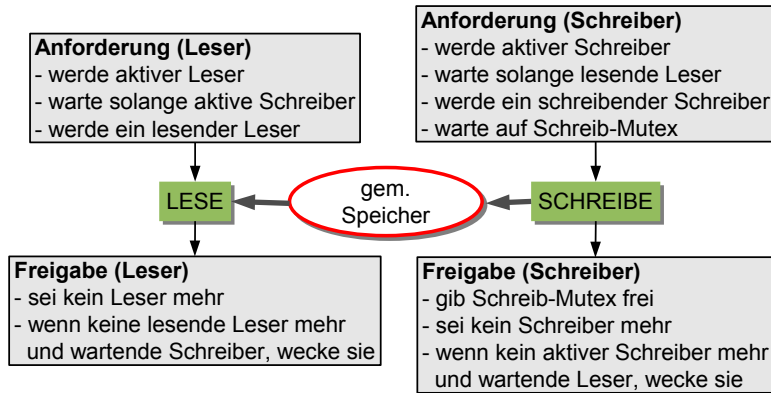
sonst wie beim gegenseitigen Ausschluss



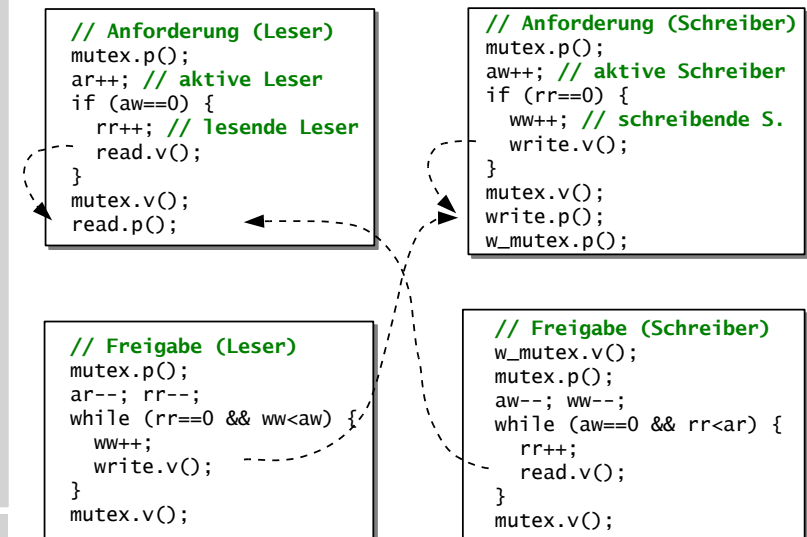
Semaphore – komplexe Interaktionen

■ Leser/Schreiber-Problem

- Schreiber benötigen den Speicher exklusiv
- mehrere Leser können gleichzeitig arbeiten



Semaphore – Leser/Schreiber-Problem



Semaphore – Diskussion

■ Erweiterungen

- nicht-blockierendes p()
- *Timeout*
- Felder von Zählern

■ Fehlerquellen

- Semaphorbenutzung wird nicht erzwungen
- Abhängigkeit kooperierender Prozesse
 - jeder muss die Protokolle exakt einhalten
- Aufwand bei der Implementierung

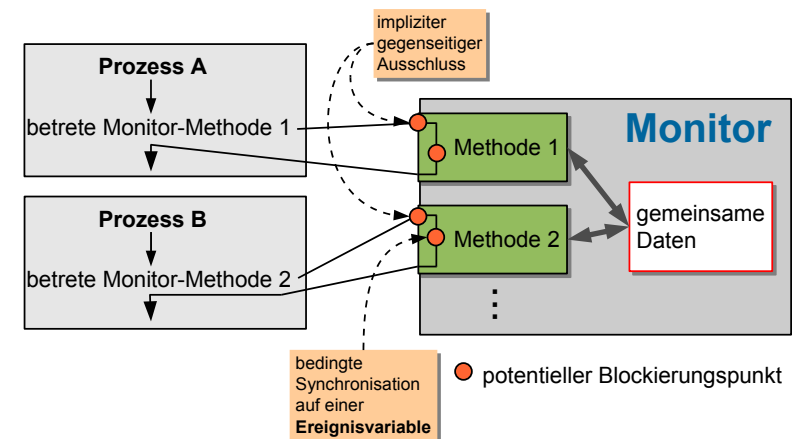
→ Unterstützung durch die Programmiersprache

- Korrekte Synchronisation wird erzwungen

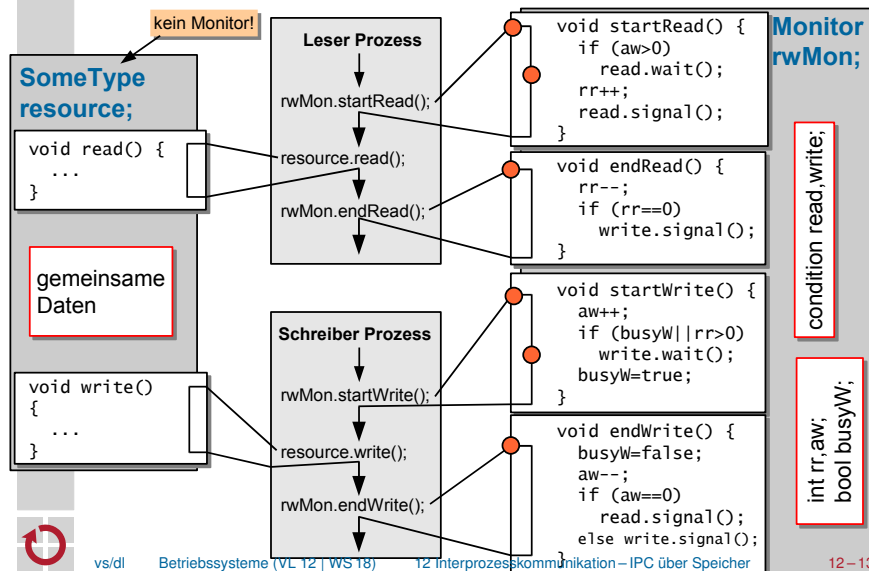


Monitore – synchronisierte ADTs [1]

- Ansatz: Abstrakte Datentypen werden mit Synchronisationseigenschaften gekoppelt

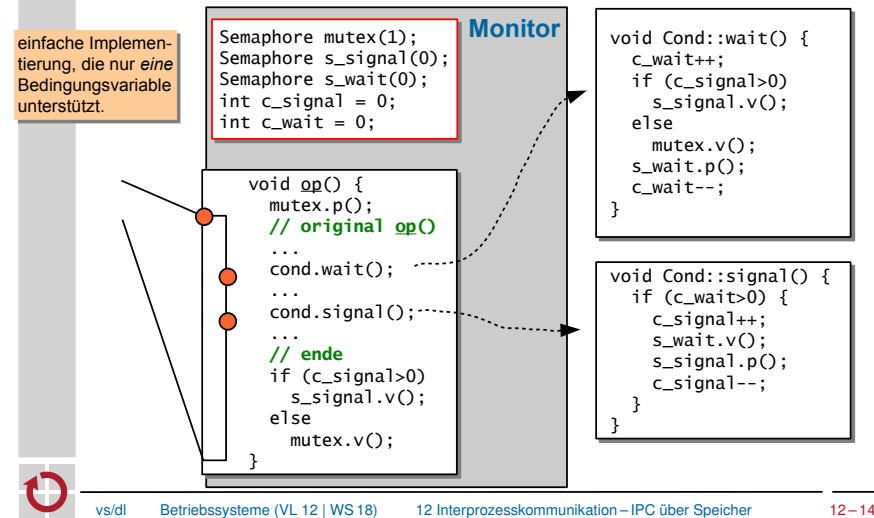


Monitore – Leser/Schreiber-Problem



Monitore – Implementierung

- ... auf Basis von Semaphoren



Monitore – Diskussion

- Einschränkung der Nebenläufigkeit auf vollständigen gegenseitigen Ausschluss.
 - in Java daher 'synchronized' auch für einzelne Methoden
 - Kopplung von logischer Struktur und Synchronisation ist jedoch nicht immer natürlich.
 - siehe Leser/Schreiber Beispiel
 - gleiches Problem wie beim Semaphore: Programmierer müssen ein Protokoll einhalten
- Die Synchronisation sollte von der Organisation der Daten und Methoden besser getrennt werden.

Pfadausdrücke [2]

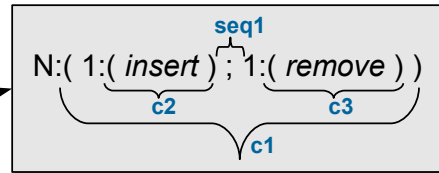
- Idee: flexible Ausdrücke beschreiben erlaubte Reihenfolgen und den Grad der Nebenläufigkeit.
- path name1, name2, name3 end**
 - bel. Reihenfolge und bel. nebenläufige Ausführung von name1-3
- path name1; name2 end**
 - vor jeder Ausführung von name2 mindestens einmal name1
- path name1 + name2 end**
 - alternative Ausführung: entweder name1 oder name2
- path 2:(Pfadausdruck) end**
 - max. 2 Kontrollflüsse dürfen gleichzeitig im Pfadausdruck sein
- path N:(1:(insert); 1:(remove)) end**
 - z.B. Synchronisation eines N-elementigen Puffers
 - gegenseitiger Ausschluss während insert und remove
 - vor jedem remove muss mindestens ein insert erfolgt sein
 - nie mehr als N abgeschlossene insert-Operationen



Pfadausdrücke – Implementierung (1)

- Transformation in Zustandsautomaten
 - Zustandsänderung bei Ein-/Austritt in die/aus der Operation
- Beispiel:

für jedes 'X(..)' und ';' wird ein Zähler eingeführt.



```
int c1=0;
int c2=0;
int c3=0;
int seq1=0;

bool mayInsert () {
    return c1<N && c2<1;
}

void startInsert () {
    c1++; c2++;
}

void endInsert () {
    c2--; seq1++;
}

bool mayRemove () {
    return c1<N && seq1>0 && c3<1;
}

void startRemove () {
    c3++; seq1--;
}

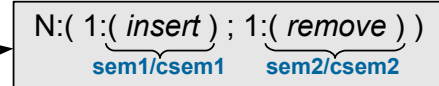
void endRemove () {
    c3--; c1--;
}
```



Pfadausdrücke – Implementierung (2)

- Transformation der Operationen

für jede Operation wird ein Semaphore und ein Zähler eingeführt.



```
Semaphore mutex(1);
int csem1=0;
Semaphore sem1(0);
int csem2=0;
Semaphore sem2(0);
```

```
void Insert() {
    mutex.p();
    if (!mayInsert()) {
        csem1++;
        mutex.v();
        sem1.wait();
    }
    startInsert();
    mutex.v();
    endInsert();
    if (!wakeup())
        mutex.v();
}
```

```
bool wakeup() {
    if (csem1>0 &&
        mayInsert()) {
        csem1--;
        sem1.v();
        return true;
    }
    if (csem2>0 &&
        mayRemove()) {
        csem2--;
        sem2.v();
        return true;
    }
    return false;
}
```



Pfadausdrücke – Diskussion

- Vorteile
 - komplexere Interaktionsmuster als mit Monitoren möglich
 - read + 1: write
 - Einhaltung der Interaktionsprotokolle wird erzwungen
 - weniger Fehler!
- Nachteile
 - Synchronisationsverhalten kann nicht von Zustandsvariablen oder Parametern abhängen
 - Erweiterung: Pfadausdrücke mit Prädikaten
 - Synchronisation des Zustandsautomaten kann Flaschenhals werden
 - keine Unterstützung für Pfadausdrücke in gebräuchlichen Programmiersprachen



Agenda

Einordnung
 IPC über Speicher
IPC über Nachrichten
 Basisabstraktionen
 Trennung der Belange mit AOP
 Zusammenfassung



IPC über Nachrichten

- Anwendungsfälle/Voraussetzungen
 - IPC über Rechnergrenzen
 - Interaktion isolierter Prozesse
- positive Eigenschaften:
 - einheitliches Paradigma für IPC mit lokalen und entfernten Prozessen
 - ggf. Pufferung und Synchronisation
 - Indirektion erlaubt transparente Protokollerweiterungen
 - Verschlüsselung, Fehlerkorrektur, ...
 - Hochsprachenmechanismen wie OO-Nachrichten oder Prozeduraufrufe lassen sich gut auf IPC über Nachrichten abbilden (RPC, RMI)



Agenda

Einordnung
IPC über Speicher
IPC über Nachrichten
Basisabstraktionen
Windows/Unix/...
Dualität der Konzepte
Trennung der Belange mit AOP
Zusammenfassung



Nachrichtenbasierte Kommunikation

- Bekannt (aus SOS):
Variationen von `send()` und `receive()`
 - synchron/asynchron (blockierend/nicht blockierend)
 - gepuffert/ungepuffert
 - direkt/indirekt
 - feste Nachrichtengröße/variable Größe
 - symmetrische/asymmetrische Kommunikation
 - mit/ohne *Timeout*
 - *Broadcast/Multicast*



Basisabstraktionen

- Welche IPC Basisabstraktionen bieten Betriebssysteme?
 - UNIX-Systeme: Sockets, System V Semaphore, Messages, Shared Memory
 - Windows NT/2000/XP: Shared Memory, Events, Semaphore, Mutant (Mutex), Sockets, Pipes, Named Pipes, Mailslots, ...
 - Mach: Nachrichten an Ports und Shared Memory (mit *Copy on Write*)
- Welche Abstraktionen nutzen die Systeme i.d.R. intern?
 - Semaphore erlauben gegenseitigen Ausschluss und einseitige Synchronisation, also sehr häufige Anwendungsfälle
 - werden praktisch immer benutzt
 - Mikrokerne und verteilte Betriebssysteme: Nachrichten
 - Monolithische Systeme: Semaphore und gemeinsamen Speicher



Dualität – Nachrichten in gemeinsamem Speicher

- auf Basis von Semaphoren und gemeinsamem Speicher lässt sich leicht eine *Mailbox*-Abstraktion realisieren:

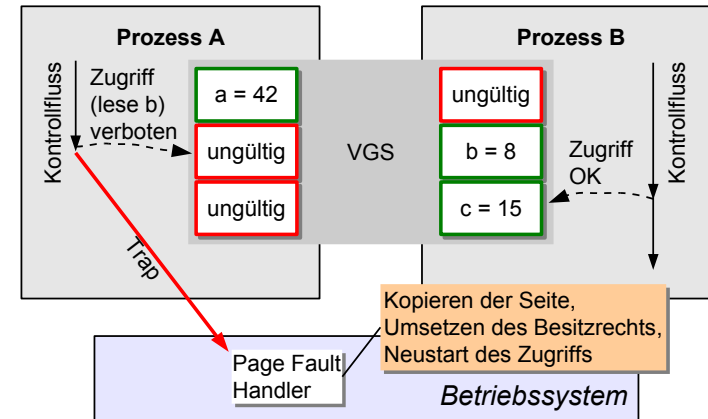
- Nachrichten werden nicht kopiert
 - Sender sorgt für Speicher
- receive blockiert ggf.
- Mailbox-Abstraktion erlaubt M:N IPC

```
class Mailbox : public List {
    Semaphore mutex; // (1)
    Semaphore has_elem; // (0)
public:
    Mailbox() : mutex(1), has_elem(0) {}
    void send(Message *msg) {
        mutex.p();
        enqueue(msg); // aus List
        mutex.v();
        has_elem.v();
    }
    Message *receive() {
        has_elem.p();
        mutex.p();
        Message *result = dequeue(); // List
        mutex.v();
        return result;
    }
};
```



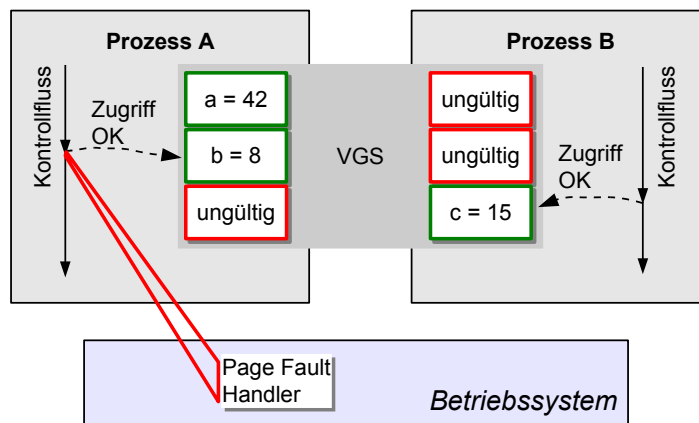
Dualität – Gemeinsamer Speicher mit Nachrichten

- „Virtueller gemeinsamer Speicher“ (VGS [3])



Dualität – Gemeinsamer Speicher mit Nachrichten

- „Virtueller gemeinsamer Speicher“ (VGS)



Dualität – VGS Diskussion

- Verteilter virtueller gemeinsamer Speicher ermöglicht...

- das Programmiermodell von Multiprozessoren auf Mehrrechnersystemen zu nutzen
- IPC über (virtuellen) gemeinsamen Speicher trotz getrennter Adressräume

- Probleme:

- Latenzen der Kommunikation und Trap-Behandlung
- „false sharing“ - Seitengröße entspricht nicht Objektgröße

- Lösungsansätze:

- schwache Konsistenzmodelle, z.B.:
 - nicht jeder Zugriff führt zu einem Trap, veraltete Werte werden in Kauf genommen
- Änderungen asynchron per *Broad-/Multicast* verbreiten



Dualität – Aktive Objekte

- Objekte mit Kontrollfluss
- gut geeignet zur Zugriffssynchronisation in Systemen mit nachrichtenbasierter IPC

```
void client1() {
    Message msg(DO_THIS);
    send(srv, msg);
}
```

```
void client2() {
    Message msg(DO_THAT);
    send(srv, msg);
}
```

Gegenseitiger Ausschluss durch die Verarbeitungsschleife wird garantiert. Durch das synchrone send() blockiert ein Client solange der Server noch beschäftigt ist.

→ genau wie ein **Monitor**

```
class Server : public ActiveObject {
    Msg msg; // Nachrichtenpuffer
public:
    ...
    // Objekt mit Kontrollfluss!
    void action() {
        while (true) {
            receive(ANY, msg); // empfangen Nachr.
            switch (msg.type()) {
                case DO_THIS: doThis(); break;
                case DO_THAT: doThat(); break;
                default:      handleError();
            }
            reply(msg);
        }
    }
};
```



Dualität – Aktive Objekte

- Leser/Schreiber Problem mit Nachrichtenaustausch

```
void reader() {
    Msg start_read(START_READ);
    send(srv, start_read);
    Msg read_msg(DO_READ);
    send(srv, read_msg);
    Msg end_read(END_READ);
    send(srv, end_read);
    // benutze Daten in 'read_msg'
}
```

```
void writer() {
    Msg start_write(START_WRITE);
    send(srv, start_write);
    // hier Nachricht füllen
    Msg write_msg(DO_WRITE);
    send(srv, write_msg);
    Msg end_write(END_WRITE);
    send(srv, end_write);
}
```

```
class RWServer : public ActiveObject {
    Msg msg; // Nachrichtenpuffer
public:
    ...
    // Kontrollfluss
    void action() {
        while (true) {
            receive(ANY, msg); // empfangen N.
            switch (msg.type()) {
                case START_READ: startRead(); break;
                case DO_READ:    doRead();    break;
                case END_READ:   endRead();   break;
                case START_WRITE: startWrite(); break;
                case DO_WRITE:   doWrite();   break;
                case END_WRITE:  endWrite();  break;
                default: msg.type(ERROR); reply(msg);
            }
        }
    }
};
```



Dualität – Aktive Objekte

- Leser/Schreiber Problem mit Nachrichtenaustausch
 - die eigentliche Lese- und Schreiboperation erfolgt nebenläufig durch einen Kindprozess

```
void RWServer::doRead() {
    Msg copy=msg;
    if (fork()==0) {
        // das eigentliche Lesen
        copy.set(...) // Antwort
        reply(copy);
    }
    else {
        // Elternprozess: nichts
    }
}
```

```
void RWServer::doWrite() {
    Msg copy=msg;
    if (fork()==0) {
        // das eigentliche Schreiben
        // (benutzt 'copy')
        reply(copy);
    }
    else {
        // Elternprozess: nichts
    }
}
```

die 'request' Nachricht muss kopiert werden, da sie während der Ausführung des Kindprozesses überschrieben werden könnte

der Server-Prozess kann sofort wieder auf 'requests' warten



Dualität – Aktive Objekte

- Leser/Schreiber Problem mit Nachrichtenaustausch

```
void RWServer::startRead() {
    ar++;
    if (aw>0)
        read.copy_enqueue(msg);
    else {
        rr++; reply(msg);
    }
}

void RWServer::endRead() {
    ar--; rr--;
    if (rr==0 && aw>0) {
        Msg wmsg=write.dequeue();
        ww++; reply(wmsg);
    }
    reply(msg);
}
```

```
void RWServer::startWrite() {
    aw++;
    if (ww>0 || rr>0)
        write.copy_enqueue(msg);
    else {
        ww++; reply(msg);
    }
}

void RWServer::endWrite() {
    aw--; ww--;
    if (aw>0) {
        Msg wmsg=write.dequeue();
        ww++; reply(wmsg);
    }
    else while (rr < ar) {
        Msg rmsg=read.dequeue();
        rr++; reply(rmsg);
    }
    reply(msg);
}
```

Ergebnis: Die Semantik / Parallelität entspricht der Monitor-basierten Implementierung



Dualität – Diskussion

- Gibt es einen fundamentalen Unterschied zwischen IPC über gem. Speicher und IPC über Nachrichten?
 - zugespitzt: sind oder prozedurorientierte BS (Monolithen) oder prozessorientierte BS (Mikrokerne) besser?
- Beispiel: Leser/Schreiber Monitor vs. *Server*.
 - Monitor: 2 potentielle Wartepunkte
 - Client wird verzögert für gegenseitigen Ausschluss.
 - Client wird ggf. wegen einer Ereignisvariablen weiter verzögert.
 - Server: 2 potentielle Wartepunkte
 - *Reply* wird verzögert, da der *Server* noch andere *Requests* bearbeitet.
 - *Reply* wird ggf. weiter verzögert, wenn der *Request* in eine Warteschlange gehängt werden muss.
- Fazit: Dualität in Synchronisation und Nebenläufigkeit [4]



Agenda

Einordnung
IPC über Speicher
IPC über Nachrichten
Basisabstraktionen
Trennung der Belange mit AOP
Zusammenfassung



Trennung der Belange mittels AOP

- „Aspektorientierte Programmierung“ erlaubt die *modulare* Implementierung „querschneidender“ Belange
- Beispiel in AspectC++:

```
// Festlegung der Monitore des Systems
pointcut monitors() = "FileTable" || "BufferCache";

// Synchronisation per Aspekt
aspect MonitorSynch {
  advice monitors() : slice struct {
    Semaphore _mutex;
  };
  advice construction(monitors()) : before() {
    tjp->that()->_mutex.init(1);
  }
  advice execution(monitors()) : around() {
    tjp->that()->_mutex.p(); // Monitor sperren
    tjp->proceed();         // Fkt. ausführen
    tjp->that()->_mutex.v(); // Monitor freigeben
  }
};
```

"Einfügung" eines Semaphors in die Monitor-Klassen

"Code-Advice" für Ereignisse im Programmablauf



Agenda

Einordnung
IPC über Speicher
IPC über Nachrichten
Basisabstraktionen
Trennung der Belange mit AOP
Zusammenfassung



Zusammenfassung und Ausblick

- Es gibt zwei Hauptklassen von IPC Mechanismen:
 - IPC über gemeinsamen Speicher
 - nachrichtenbasierte IPC
- Mechanismen beider Klassen sind in realen Betriebssystemen anzutreffen
 - Sprachmechanismen wie Monitore und Pfadausdrücke können bei der BS-Entwicklung allerdings i.d.R. nicht verwendet werden
- Bzgl. des Synchronisationsverhaltens und dem Grad der Nebenläufigkeit zeichnet sich keine Klasse besonders aus
 - Vor- und Nachteile liegen woanders
 - Ausblick: mit AOP Techniken könnte man von den konkreten Kommunikations- und Synchronisations*mechanismen* abstrahieren



Literatur

- [1] C. A. R. Hoare, Monitor – An Operating System Structuring Concept, Communications of the ACM 17, 10, S. 549-557, 1974
- [2] R. H. Campbell and A. N. Habermann, The Specification of Process Synchronization by Path Expressions, Lecture Note in Computer Science 16, Springer, 1974
- [3] K. Li, Shared Virtual Memory on Loosely Coupled Multiprocessors, PhD Thesis, Yale University, 1986
- [4] Lauer, H. C. and Needham, R. M. 1979. On the duality of operating system structures. SIGOPS Oper. Syst. Rev. 13, 2 (Apr. 1979), 3-19

