2 Spezielle Maschinenbefehle

- Spezielle Maschinenbefehle können die Programmierung kritischer Abschnitte unterstützen und vereinfachen
  - *Test-and-set* Instruktion
  - *Swap* Instruktion
- Test-and-set
  - Maschinenbefehl mit folgender Wirkung

```
bool test_and_set( bool *plock )
{
    bool tmp= *plock;
    *plock= TRUE;
    return tmp;
}
```

  - Ausführung ist atomar

2 Spezielle Maschinenbefehle (2)

- Kritische Abschnitte mit Test-and-set Befehlen

```
bool lock= FALSE;
```

Prozeß 0

```
while( 1 ) {
  while(
    test_and_set(&lock) );

  ... /* critical sec. */

  lock= FALSE;

  ... /* uncritical */
}
```

Prozeß 1

```
while( 1 ) {
  while(
    test_and_set(&lock) );

  ... /* critical sec. */

  lock= FALSE;

  ... /* uncritical */
}
```

- Code ist identisch und für mehr als zwei Prozesse geeignet

2 Spezielle Maschinenbefehle (3)

- Swap
  - Maschinenbefehl mit folgender Wirkung

```
void swap( bool *ptr1, bool *ptr2)
{
    bool tmp= *ptr1;
    *ptr1= *ptr2;
    *ptr2= tmp;
}
```

  - Ausführung ist atomar

2 Spezielle Maschinenbefehle (4)

- Kritische Abschnitte mit Swap Befehlen

```
bool lock= FALSE;
```

Prozeß 0

```
bool key;
...
while( 1 ) {
  key= TRUE;
  while( key == TRUE )
    swap( &lock, &key );

  ... /* critical sec. */

  lock= FALSE;

  ... /* uncritical */
}
```

Prozeß 1

```
bool key;
...
while( 1 ) {
  key= TRUE;
  while( key == TRUE )
    swap( &lock, &key );

  ... /* critical sec. */

  lock= FALSE;

  ... /* uncritical */
}
```

- Code ist identisch und für mehr als zwei Prozesse geeignet

3 Kritik an den bisherigen Verfahren

★ *Spinlock*
- ◆ bisherige Verfahren werden auch Spinlocks genannt

■ Problem des aktiven Wartens
- ◆ Verbrauch von Rechenzeit ohne Nutzen
- ◆ Behinderung „nützlicher“ Prozesse
- ◆ Abhängigkeit von der Schedulingstrategie
  - nicht anwendbar bei nicht-verdrängenden Strategien
  - schlechte Effizienz bei langen Zeitscheiben

▲ Spinlocks kommen heute fast ausschließlich in Multiprozessorsystemen zum Einsatz
- ◆ bei kurzen kritischen Abschnitten effizient
- ◆ Koordinierung zwischen Prozessen von mehreren Prozessoren

4 Sperrung von Unterbrechungen

■ Sperrung der Systemunterbrechungen im Betriebssystems

Prozeß 0
```
disable_interrupts();

... /* critical sec. */

enable_interrupts();

... /* uncritical sec. */
```

Prozeß 1
```
disable_interrupts();

... /* critical sec. */

enable_interrupts();

... /* uncritical sec. */
```

- ◆ nur für kurze Abschnitte geeignet
  - sonst Datenverluste möglich
- ◆ nur innerhalb des Betriebssystems möglich
  - privilegierter Modus nötig
- ◆ nur für Monoprozessoren anwendbar
  - bei Multiprozessoren arbeiten andere Prozesse echt parallel

5 Semaphore

■ Datenstruktur des Systems mit zwei Operationen (nach *Dijkstra*)
- ◆ P-Operation *(proberen; passeren; wait; down)*
  - wartet bis Zugang frei

```
void P( int *s )
{
    while( *s <= 0 );
    *s= *s-1;
}
```

atomare Funktion

- ◆ V-Operation *(verhogen; vrijgeven; signal; up)*
  - macht Zugang für anderen Prozeß frei

```
void V( int *s )
{
    *s= *s+1;
}
```

atomare Funktion

5 Semaphore (2)

■ Implementierung kritischer Abschnitte mit Semaphore

```
int lock= 1;
```

Prozeß 0
```
...
while( 1 ) {
  P( &lock );

  ... /* critical sec. */

  V( &lock );

  ... /* uncritical */
}
```

Prozeß 1
```
...
while( 1 ) {
  P( &lock );

  ... /* critical sec. */

  V( &lock );

  ... /* uncritical */
}
```

▲ Problem:
- ◆ Implementierung von P und V

5 Semaphore (3)

- Implementierung im Betriebssystem (Monoprozessor)

P-Operation

Unterbrechungen sperren	
ja: **`*s <= 0`** nein	
`ok = FALSE;`	**`*s = *s-1`** **`ok = TRUE;`**
laufenden Prozeß in Zustand *wartend* versetzen und in Warteschlange aufnehmen	
Prozeßumschalter ansteuern und Unterbrechungen freigeben	Unterbrechungen freigeben
`until: ok == TRUE`	

ok ist eine prozesslokale Variable

- jede Semaphore besitzt Warteschlange, die blockierte Prozesse aufnimmt

5 Semaphore (4)

V-Operation

Unterbrechungen sperren
`*s = *s+1`
alle Prozess aus der Warteschlange in den Zustand *bereit* versetzen
Unterbrechungen freigeben
Prozeßumschalter ansteuern

- Prozesse probieren immer wieder, die P-Operation erfolgreich abzuschließen
- Schedulingstrategie entscheidet über Reihenfolge und Fairneß
  - leichte Ineffizienz durch Aufwecken aller Prozesse
  - mit Einbezug der Schedulingstrategie effizientere Implementierungen möglich

5 Semaphore (5)

- Vorteile einer Semaphore-Implementierung im Betriebssystem
  - Einbeziehen des Schedulers in die Semaphore-Operationen
  - kein aktives Warten; Ausnutzen der Wartezeit durch andere Prozesse
- Implementierung einer Synchronisierung
  - zwei Prozesse P_1 und P_2
  - Anweisung S_1 in P_1 soll vor Anweisung S_2 in P_2 stattfinden

```
int lock= 0;
```

Prozeß 1

```
...
S1;
V( &lock );
...
```

Prozeß 2

```
...
P( &lock );
S2;
...
```

- Zählende Semaphore

5 Semaphore (6)

- Abstrakte Beschreibung von zählenden Semaphore (PV System)
  - für jede Operation wird eine Bedingung angegeben
    - falls Bedingung nicht erfüllt, wird die Operation blockiert
  - für den Fall, daß die Bedingung erfüllt wird, wird eine Anweisung definiert, die ausgeführt wird
- Beispiel: für zählende Semaphore

Operation	Bedingung	Anweisung
P(S)	S > 0	S := S – 1
V(S)	TRUE	S := S + 1

D.6 Klassische Koordinierungsprobleme

- Reihe von bedeutenden Koordinierungsproblemen
  - Gegenseitiger Ausschluß *(Mutual exclusion)*
    - nur ein Prozeß darf bestimmte Anweisungen ausführen
  - Puffer fester Größe *(Bounded buffers)*
    - Blockieren der lesenden und schreibenden Prozesse, falls Puffer leer oder voll
  - Leser-Schreiber-Problem *(Reader-writer problem)*
    - Leser können nebenläufig arbeiten; Schreiber darf nur alleine zugreifen
  - Philosophenproblem *(Dining-philosopher problem)*
    - im Kreis sitzende Philosophen benötigen das Besteck der Nachbarn zum Essen
  - Schlafende Friseure *(Sleeping-barber problem)*
    - Friseure schlafen solange keine Kunden da sind

1 Gegenseitiger Ausschluß

- Semaphore
  - eigentlich reicht eine Semaphore mit zwei Zuständen: binäre Semaphore

```
void P( int *s )
{
    while( *s == 0 );
    *s= 0;
}
```

atomare Funktion

```
void V( int *s )
{
    *s= 1;
}
```

atomare Funktion

  - zum Teil effizienter implementierbar

1 Gegenseitiger Ausschluß (2)

- Problem der Klammerung kritischer Abschnitte
  - Programmierer müssen Konvention der Klammerung einhalten
  - Fehler bei Klammerung sind fatal

```
P( &lock );

... /* critical sec. */

P( &lock );
```

führt zu Verklemmung (Deadlock)

```
V( &lock );

... /* critical sec. */

V( &lock );
```

führt zu unerwünschter Nebenläufigkeit

1 Gegenseitiger Ausschluß (3)

- Automatische Klammerung wünschenswert
  - Beispiel: Java

```
synchronized( lock ) {

... /* critical sec. */

}
```

2 Bounded Buffers

- Puffer fester Größe
  - mehrere Prozesse lesen und beschreiben den Puffer
  - beispielsweise Erzeuger und Verbraucher (Erzeuger-Verbraucher-Problem) (z.B. Erzeuger liest einen Katalog; Verbraucher zählt Zeilen; Gesamtanwendung zählt Einträge in einem Katalog)
  - UNIX Pipe ist solch ein Puffer
- Problem
  - Koordinierung von Leser und Schreiber
    - gegenseitiger Ausschluß beim Pufferzugriff
    - Blockierung des Lesers bei leerem Puffer
    - Blockierung des Schreibers bei vollem Puffer

2 Bounded Buffers (2)

- Implementierung mit zählenden Semaphoren
  - zwei Funktionen zum Zugriff auf den Puffer
    - **`put`** stellt Zeichen in den Puffer
    - **`get`** liest ein Zeichen vom Puffer
  - Puffer wird durch ein Feld implementiert, der als Ringpuffer wirkt
    - zwei Integer-Variablen enthalten Feldindizes auf den Anfang und das Ende des Ringpuffers
  - eine Semaphore für den gegenseitigen Ausschluß
  - je eine Semaphore für das Blockieren an den Bedingungen „Puffer voll“ und „Puffer leer“
    - Semaphore **`full`** zählt wieviele Zeichen noch in den Puffer passen
    - Semaphore **`empty`** zählt wieviele Zeichen im Puffer sind

2 Bounded Buffers (3)

```
char buffer[N];
int inslot= 0, outslot= 0;
semaphore mutex= 1, empty= N, full= 0;
```

```
void put( char c )
{
    P( &empty );
    P( &mutex );
    buffer[inslot]= c;
    if( ++inslot >= N )
        inslot= 0;
    V( &mutex );
    V( &full );
}
```

```
char get( void )
{
    char c;

    P( &full );
    P( &mutex );
    c= buffer[outslot];
    if( ++outslot >= N )
        outslot= 0;
    V( &mutex );
    V( &empty );
    return c;
}
```


3 Erstes Leser-Schreiber-Problem

- Lesende und schreibende Prozesse
  - Leser können nebenläufig zugreifen (Leser ändern keine Daten)
  - Schreiber können nur exklusiv zugreifen (Daten sonst inkonsistent)
- Erstes Leser-Schreiber-Problem (nach *Courtois* et.al. 1971)
  - Kein Leser soll warten müssen, es sei denn ein Schreiber ist gerade aktiv
- Realisierung mit zählenden (binären) Semaphoren
  - Zählen der nebenläufig tätigen Leser: Variable **`readcount`**
  - Semaphore für gegenseitigen Ausschluß beim Zugriff auf **`readcount`**: **`mutex`**
  - Semaphore für gegenseitigen Ausschluß von Schreibern untereinander und von Schreibern gegen Leser: **`write`**

3 Erstes Leser-Schreiber-Problem (2)

```
semaphore mutex= 1, writer= 1;
int readcount= 0;
```

Leser

```
...
P( &mutex );
if( ++readcount == 1 )
    P( &writer );
V( &mutex );

... /* reading */

P( &mutex );
if( --readcount == 0 )
    V( &writer );
V( &mutex );
...
```

Schreiber

```
...
P( &writer );

... /* writing */

V( &writer );
...
```


3 Erstes Leser-Schreiber-Problem (3)

- Vereinfachung der Implementierung durch spezielle Semaphore?
  - PV-Chunk Semaphore:
    führen quasi mehrere P- oder V-Operationen atomar aus
    - zweiter Parameter gibt Anzahl an
- Abstrakte Beschreibung für PV-Chunk Semaphore:

Operation	Bedingung	Anweisung
P(S, k)	S ≥ k	S := S – k
V(S, k)	TRUE	S := S + k

3 Erstes Leser-Schreiber-Problem (4)

- Implementierung mit PV-Chunk:
  - Annahme: es gibt maximal **N** Leser

```
PV_chunk_semaphore mutex= N;
```

Leser

```
...
Pc( &mutex, 1 );

... /* reading */

Vc( &mutex, 1 );
...
```

Schreiber

```
...
Pc( &mutex, N );

... /* writing */

Vc( &mutex, N );
...
```


4 Zweites Leser-Schreiber-Problem

- Wie das erste Problem aber: (nach Courtois et.al., 1971)
  - Schreiboperationen sollen so schnell wie möglich durchgeführt werden
- Implementierung mit zählenden Semaphoren
  - Zählen der nebenläufig tätigen Leser: Variable **readcount**
  - Zählen der anstehenden Schreiber: Variable **writecount**
  - Semaphore für gegenseitigen Ausschluß beim Zugriff auf **readcount**: **mutexR**
  - Semaphore für gegenseitigen Ausschluß beim Zugriff auf **writecount**: **mutexW**
  - Semaphore für gegenseitigen Ausschluß von Schreibern untereinander und von Schreibern gegen Leser: **write**
  - Semaphore für den Ausschluß von Lesern, falls Schreiber vorhanden: **read**
  - Semaphore zum Klammern des Leservorspanns: **mutex**

4 Zweites Leser-Schreiber-Problem (2)

```
semaphore mutexR= 1, mutexW= 1, mutex= 1;
semaphore write= 1, read= 1;
int readcount= 0, writecount= 0;
```

Bitte nicht versuchen, dies zu verstehen!

Leser

```
...
P( &mutex ); P( &read );
  P( &mutexR );
  if( ++readcount == 1 )
    P( &write );
  V( &mutexR );
V( &read ); V( &mutex );

... /* reading */

P( &mutexR );
if( --readcount == 0 )
    V( &write );
V( &mutexR );
...
```

Schreiber

```
...
P( &mutexW );
if( ++writecount == 1 )
  P( &read );
V( &mutexW );
P( &write );

... /* writing */

V( &write );
P( &mutexW );
if( --writecount == 0 )
    V( &read );
V( &mutexW );
...
```


4 Zweites Leser-Schreiber-Problem (3)

- Vereinfachung der Implementierung durch spezielle Semaphore?
  - Up-down–Semaphore:
    - zwei Operationen *up* und *down*, die Semaphore hoch- und runterzählen
    - Nichtblockierungsbedingung für beide Operationen, definiert auf einer Menge von Semaphoren
- Abstrakte Beschreibung für Up-down–Semaphore

Operation	Bedingung	Anweisung
up(S, { S_i })	$\sum_i S_i \geq 0$	S := S + 1
down(S, { S_i })	$\sum_i S_i \geq 0$	S := S – 1

4 Zweites Leser-Schreiber-Problem (4)

- Implementierung mit Up-down–Semaphore:

```
up_down_semaphore mutexw= 0, reader= 0, writer= 0;
```

Leser

```
...
down( &reader, 1, &writer );

... /* reading */

up( &reader, 0 );
...
```

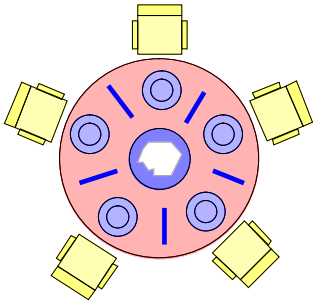
Schreiber

```
...
down( &writer, 0 );
down( &mutexw,
  2, &mutexw,&reader );

... /* writing */

up( &mutexw, 0 );
up( &writer, 0 );
...
```

  - Zähler für Leser: **`reader`** (zählt negativ)
  - Zähler für anstehende Schreiber: **`writer`** (zählt negativ)
  - Semaphore für gegenseitigen Ausschluß der Schreiber: **`mutexw`**

5 Philosophenproblem

- Fünf Philosophen am runden Tisch



  - Philosophen denken oder essen "The life of a philosopher consists of an alternation of thinking and eating." (Dijkstra, 1971)
  - zum Essen benötigen sie zwei Gabeln, die jeweils zwischen zwei benachbarten Philosophen abgelegt sind
- ▲ Problem
  - Belegen mehrerer Betriebsmittel (hier Gabeln)
  - Verklemmung und Aushungerung

5 Philosophenproblem (2)

- Naive Implementierung
  - eine Semaphore pro Gabel

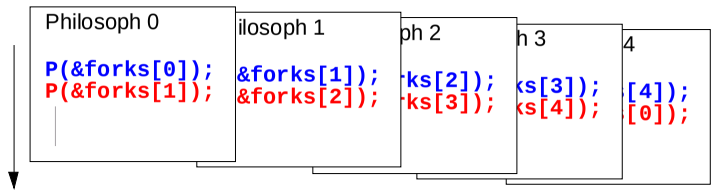
```
semaphore forks[5]= { 1, 1, 1, 1, 1 };
```

Philosoph i, i ∈ [0,4]

```
while( 1 ) {
    ... /* think */

    P( &forks[i] );
    P( &forks[(i+1)%5] );

    ... /* eat */

    V( &forks[i] );
    V( &forks[(i+1)%5] );
}
```


5 Philosophenproblem (3)

- Problem der Verklemmung
  - alle Philosophen nehmen gleichzeitig die linke Gabel auf und versuchen dann die rechte Gabel aufzunehmen



  - System ist verklemmt
    - Philosophen warten alle auf ihre Nachbarn

5 Philosophenproblem (4)

- Lösung 1: gleichzeitiges Aufnehmen der Gabeln
  - Implementierung mit binären oder zählenden Semaphoren ist nicht trivial
  - Zusatzvariablen erforderlich
  - unübersichtliche Lösung
- ★ Einsatz von speziellen Semaphoren: PV-multiple–Semaphore
  - gleichzeitiges und atomares Belegen mehrerer Semaphore
  - Abstrakte Beschreibung:

Operation	Bedingung	Anweisung
P({ S_i })	$\forall i, S_i > 0$	$\forall i, S_i = S_i + 1$
V({ S_i })	TRUE	$\forall i, S_i = S_i - 1$

5 Philosophenproblem (5)

- Implementierung mit PV-multiple–Semaphore

```
PV_mult_semaphore forks[5]= { 1, 1, 1, 1, 1 };
```

Philosoph i, i ∈ [0,4]

```
while( 1 ) {
    ... /* think */

    Pm( 2, &forks[i], &forks[(i+1)%5] );

    ... /* eat */

    Vm( 2, &forks[i], &forks[(i+1)%5] );
}
```

5 Philosophenproblem (6)

- Lösung 2: einer der Philosophen muß erst die andere Gabel aufnehmen

```
semaphore forks[5]= { 1, 1, 1, 1, 1 };
```

Philosoph i, i ∈ [0,3]

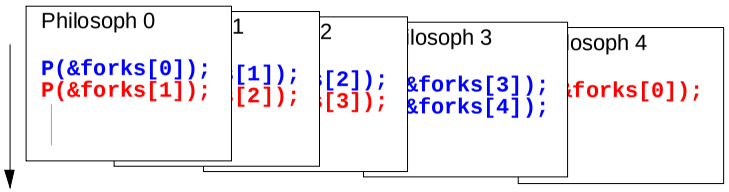
```
while( 1 ) {
    ... /* think */

    P( &forks[i] );
    P( &forks[(i+1)%5] );

    ... /* eat */

    V( &forks[i] );
    V( &forks[(i+1)%5] );
}
```

Philosoph 4

```
while( 1 ) {
    ... /* think */

    P( &forks[0] );
    P( &forks[4] );

    ... /* eat */

    V( &forks[0] );
    V( &forks[4] );
}
```


5 Philosophenproblem (7)

- Ablauf der asymmetrischen Lösung im ungünstigsten Fall



- System verklemmt sich nicht

6 Schlafende Friseure

- Firseurladen mit N freien Wartestühlen
  - Friseure schlafen solange kein Kunde da ist
  - eintretende Kunden warten bis ein Friseur frei ist; gegebenenfalls wird einer der Friseure von einem Kunden aufgeweckt
  - sind keine Wartestühle mehr frei, verlassen die Kunden den Laden
- Implementierung mit zählenden Semaphoren
  - Semaphore zum Schutz der Variablen zum Zählen der Kunden: **`mutex`**
  - Semaphore zum Zählen der Friseure: **`barbers`**
  - Semaphore zum Zählen der Kunden: **`customers`**

6 Schlafende Friseure (2)

- Implementierung mit zählenden Semaphoren (PV System)

```
semaphore customers= 0, barbers= 0, mutex= 1;
int waiting= 0;
```

Barber

```
while( 1 ) {
    P( &customers );
    P( &mutex );
    waiting--;
    V( &barbers );
    V( &mutex );

    ... /* cut hair */
}
```

Customer

```
P( &mutex );
if( waiting < N ) {
    waiting++
    V( &customers );
    V( &mutex );
    P( &barbers );

    ... /* get hair cut */
}
else {
    V( &mutex );
}
```