

Nebenläufigkeit und Synchronisation

Betriebssysteme WS 2011/2012



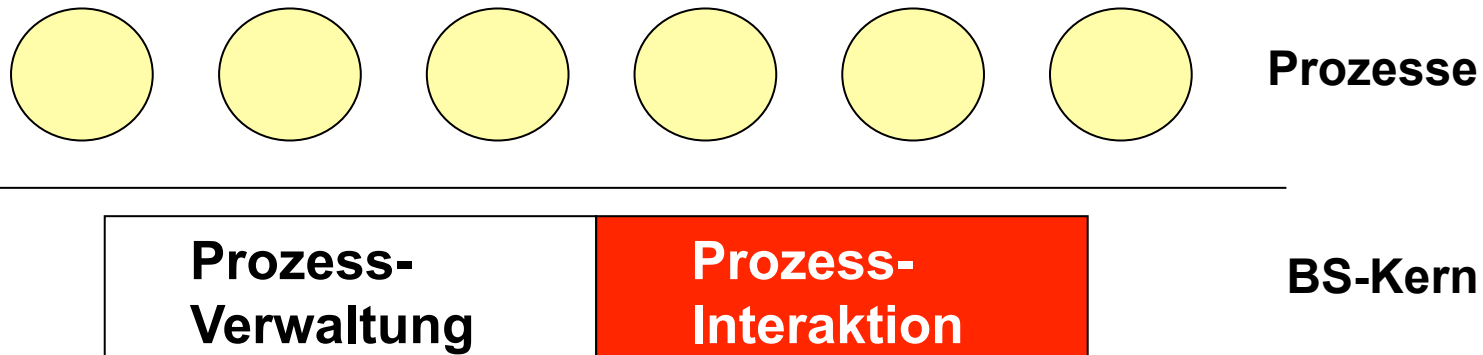
Jörg Kaiser
IVS – EOS

Otto-von-Guericke-Universität Magdeburg

Prozessinteraktion: Kommunikation, Koordination, Kooperation

Prozesse interagieren durch:

- expliziten Aufruf
- Nachrichtenaustausch
- Abstimmung
- aufeinander Warten



Prozessinteraktion ist wesentliche Aufgabe des BS-Kerns



Prozessinteraktion: Kommunikation, Koordination, Kooperation

Prozessinteraktion

funktionale Aspekte

wie findet der Informationsaustausch statt?
- Nachrichtenorientiert
- gemeinsamer Speicher

zeitliche, ablaufspezifische Aspekte

wie wird der Informationsaustausch synchronisiert?

wie werden generell nebenläufige Aktivitäten synchronisiert?

Kommunikation

+

Koordination

= Kooperation



Koordination

- ★ **Die Koordination nebenläufiger Aktivitäten ist eine elementare (und schwierige) Aufgabe des Betriebssystems.**
- ★ **Koordination findet auf unterschiedlichen Ebenen statt.**
- ★ **Koordination ist der Mechanismus der garantiert, dass keine Effekte auftreten, die nur durch die Nebenläufigkeit hervorgerufen werden und bei einer streng sequentiellen Abarbeitung nicht auftreten.**



Problemformulierung

- Das Problem:** Nebenläufigkeit + Nutzung gemeinsamer Daten, d.h. die Prozesse interagieren miteinander. Asynchronität durch mehrere Prozessoren oder durch systembezogene Unterbrechungen.
- Gefordertes Verhalten:** Die Ergebnisse eines Prozesses müssen unabhängig von der eigenen Ausführungsgeschwindigkeit und der anderer nebenläufiger Prozesse sein.
- Mechanismus:** Synchronisation



Möglichkeiten der Interaktion

Prozesse kommunizieren explizit miteinander.

Kooperation durch explizite Kommunikation.

Ergebnisse hängen von anderen Prozessen ab.

**direkte
Kooperation**

Prozesse nutzen gemeinsame Ressourcen.

Ergebnisse hängen von anderen Prozessen ab.

Geordneter Zugriff auf gemeinsame Resource notwendig.

**indirekte
Kooperation**

Prozesse agieren ohne Wissen um die Existenz anderer Prozesse.

Keine Kooperation, d.h. Ergebnisse sind unabhängig.

Konkurrenz im Hinblick auf Ressourcen.

Konkurrenz



Konkurrenz um Ressourcen

Prozesse nutzen gemeinsame Ressourcen ohne das zu wissen.

Es findet keine Kommunikation statt.

Trotzdem besteht eine Wechselwirkung.

Das BS teilt die Ressource einem Prozess zu, der andere muss warten.

Konsistenz der Daten muss gewährleistet sein.



Wechselseitiger Ausschluss (Mutual Exclusion)

Ist ein Read-Modify-Write Zyklus ausreichend?

Bezieht sich nur auf die Ausführung einer einzigen unteilbaren Instruktion, die ein Speicherwort liest und aktualisiert!

Beispiele: Test and Set, Compare and Swap



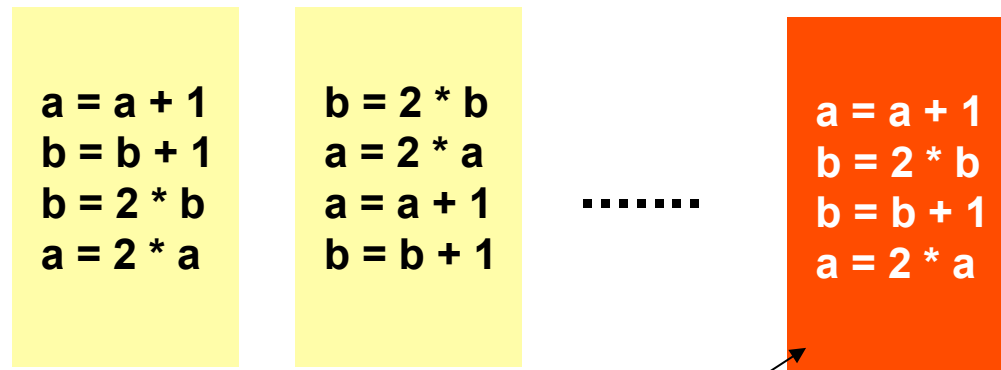
Kooperation durch gemeinsame Ressourcen (Sharing)

**Buchführungsprogramm:
Verhältnis zwischen a und b
soll aufrecht erhalten werden.**

```
P1:
    a = a + 1
    b = b + 1

P2:
    b = 2 * b
    a = 2 * a
```

Ausführungsreihenfolgen:



Für jede Variable wird der wechselseitige Ausschluss befolgt. Trotzdem entspricht das Ergebnis keinem Ergebnis, das ohne Nebenläufigkeit erzielt werden kann!

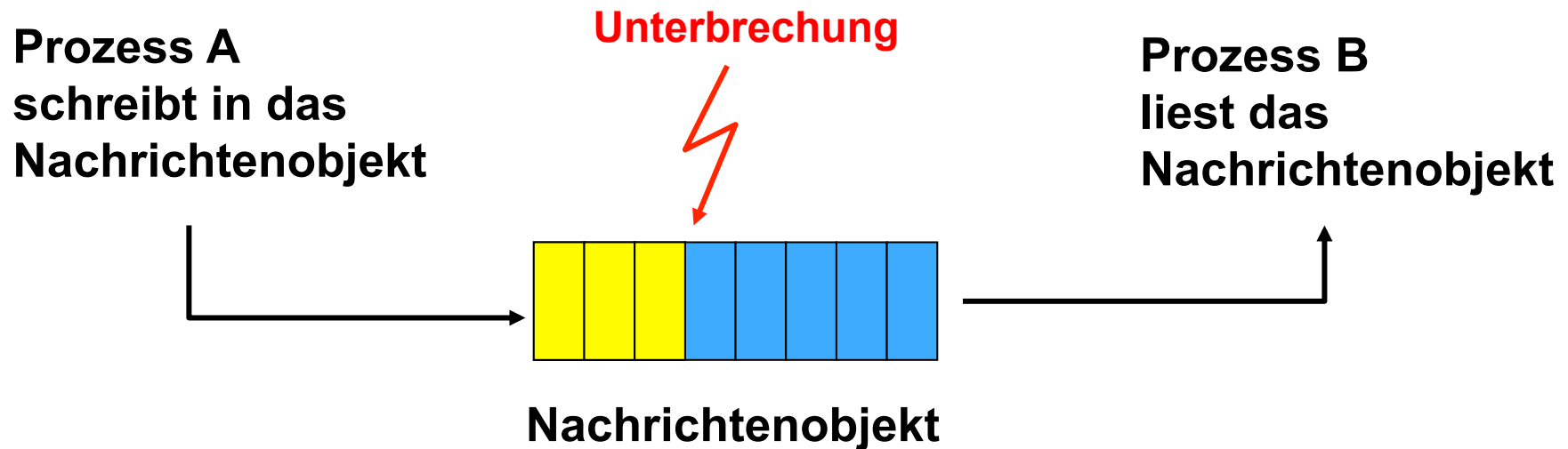


Konsistenz einer Ausführung

Das Ergebnis einer Ausführung von nebenläufigen, unabhängigen Prozessen ist konsistent, wenn es durch irgendeine strikt aufeinanderfolgende Ausführung der Prozesse erreicht wird.



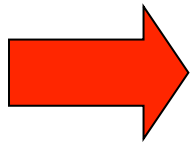
Kooperation durch Kommunikation



Auch bei expliziter Kommunikation ist eine Synchronisation erforderlich !

Wechselseitiger Ausschluss

Forderung: Garantieren des exklusiven Zugriffs für längere Befehlssequenzen.



Konzept des **kritischen Abschnitts**

Kritischer Abschnitt

```
/* Programm Wechselseitiger Ausschluss */
const int n /* Anzahl der Prozesse */

void P(int i)
{
    while (true)
    {
        entercritical (i); /* Prolog zur Steuerung der Zugangskontrolle */
        "do something" /* kritischer Abschnitt */;
        exitcritical (i); /*Epilog zur Steuerung der Zugangskontrolle*/
        ..... /* Restliche Programmzeilen */;
    }
}

void main ( )
{
    parbegin (P1, P2, ..., Pn);
}
```



Wechselseitiger Ausschluss

Voraussetzungen:

- ➔ Es werden keine Annahmen über die relative Ausführungsgeschwindigkeit der Prozesse, ihre Anzahl oder die Anzahl der Prozessoren gemacht.
- ➔ Nur EIN Prozess darf in den Kritischen Abschnitt (KA) eintreten.
- ➔ Ein Prozess bleibt nur endliche Zeit in einem KA.
- ➔ Wenn sich kein anderer Prozess im KA befindet, muss der Zugang ohne Verzögerung gewährt werden.

Software-Ansätze: Wechselseitiger Ausschluss wird ohne Unterstützung durch eine Programmiersprache oder das BS durchgesetzt.



1. Versuch

Annahme: ein einzelner Speicherzugriff ist unteilbar.

gemeinsam genutzte globale Variable (Schloßvariable): `int turn = 0;`

```
/* Prozess 0 */
```

```
.  
.
```

```
while (turn !=0)  
    /* do nothing*/;
```

```
/* critical section */;  
turn = 1;
```

```
.  
.
```

```
/* Prozess 1 */
```

```
.  
.
```

```
while (turn !=1)  
    /* do nothing*/;
```

```
/* critical section */;  
turn = 0;
```

```
.  
.
```

Code zur Steuerung der Variablen zur Zugangskontrolle gehören mit zur "kritischen" Software, die nicht ausfallen darf. Der kritische Abschnitt selbst wird nicht unterbrochen.

Prinzip:

Probleme:

- ➔ Freiwillige Abgabe der Kontrolle über den kritischen Abschnitt.
- ➔ Aktives Warten,
- ➔ Streng alternierend; langsamer Prozess bestimmt die Periode.
- ➔ Bei Ausfall eines Prozesses (auch außerhalb der kritischen Abschnitts) kann der kritische Abschnitt nicht mehr betreten werden.



2. Versuch

gemeinsam benutzte globale Variable*:

enum boolean {false = 0; true = 1}
boolean flag[2] = {false, false}

```
/* Prozess 0 */
```

```
.  
.
```

```
while (flag[1])  
    /* do nothing*/;
```

```
flag[0] = true;
```

```
/* critical section */;
```

```
flag[0] = false;
```

```
.  
.
```

```
/* Prozess 1 */
```

```
.  
.
```

```
while (flag[0])  
    /* do nothing*/;
```

```
flag[1] = true;
```

```
/* critical section */;
```

```
flag[1] = false;
```

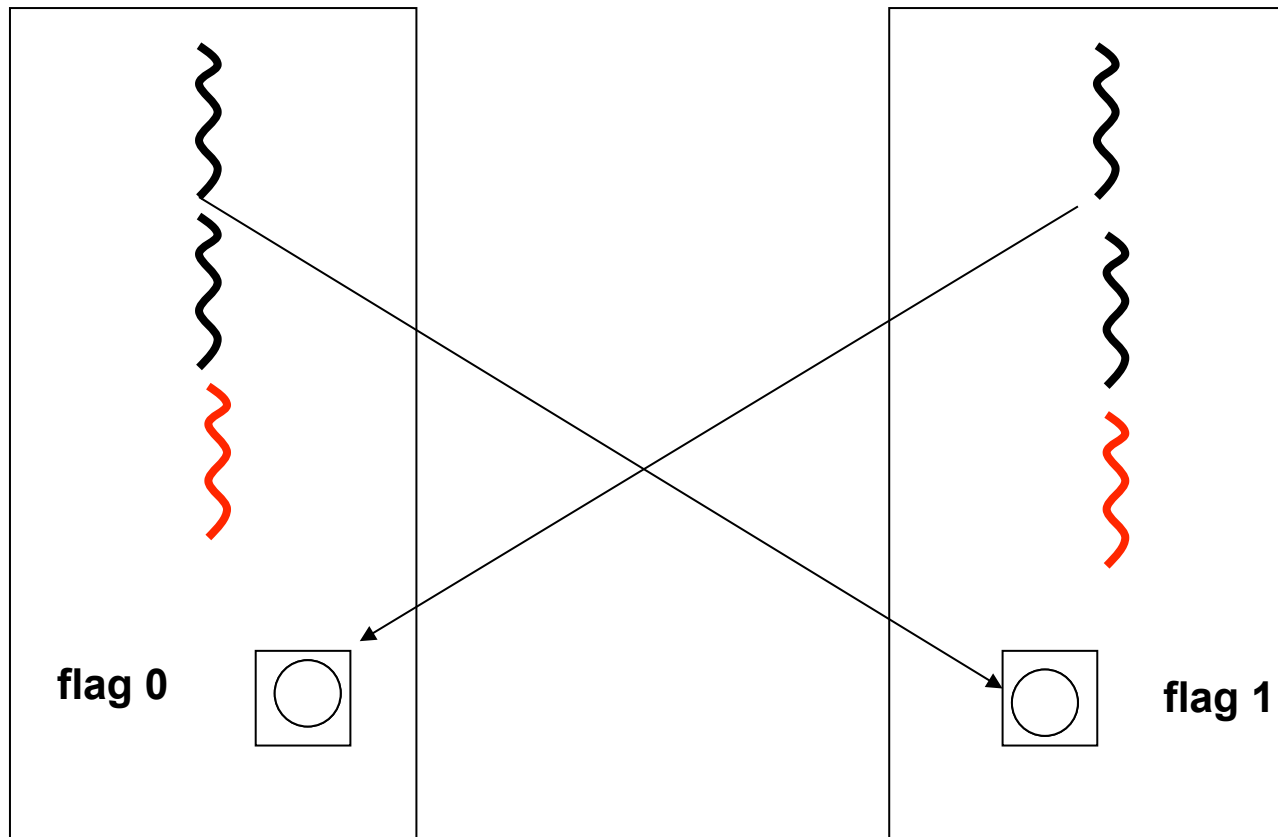
```
.  
.
```

Probleme: ➔ **Kein wechselseitiger Ausschluss gewährleistet!**

* wird häufig auch als Schlossvariable (lock variable) bezeichnet



2. Versuch



```
/* Prozess 0/1 */  
.  
.  
while (flag[1/0])  
    /* do nothing*/;  
flag[0/1] = true;  
/* critical section */;  
flag[0/1] = false;  
.  
.
```

○ true
● false

Flag des anderen Prozesses lesen und das eigene ändern geschieht nicht atomar!



3. Versuch

gemeinsam benutzte globale Variable:

```
enum    boolean {false = 0; true = 1}  
boolean flag[2] = {false, false}
```

```
/* Prozess 0 */
```

```
.  
.   
flag[0] = true;  
while (flag[1])  
    /* do nothing*/;  
/* critical section */;  
flag[0] = false;  
.   
.
```

```
/* Prozess 1 */
```

```
.  
.   
flag[1] = true;  
while (flag[0])  
    /* do nothing*/;  
/* critical section */;  
flag[1] = false;  
.   
.
```

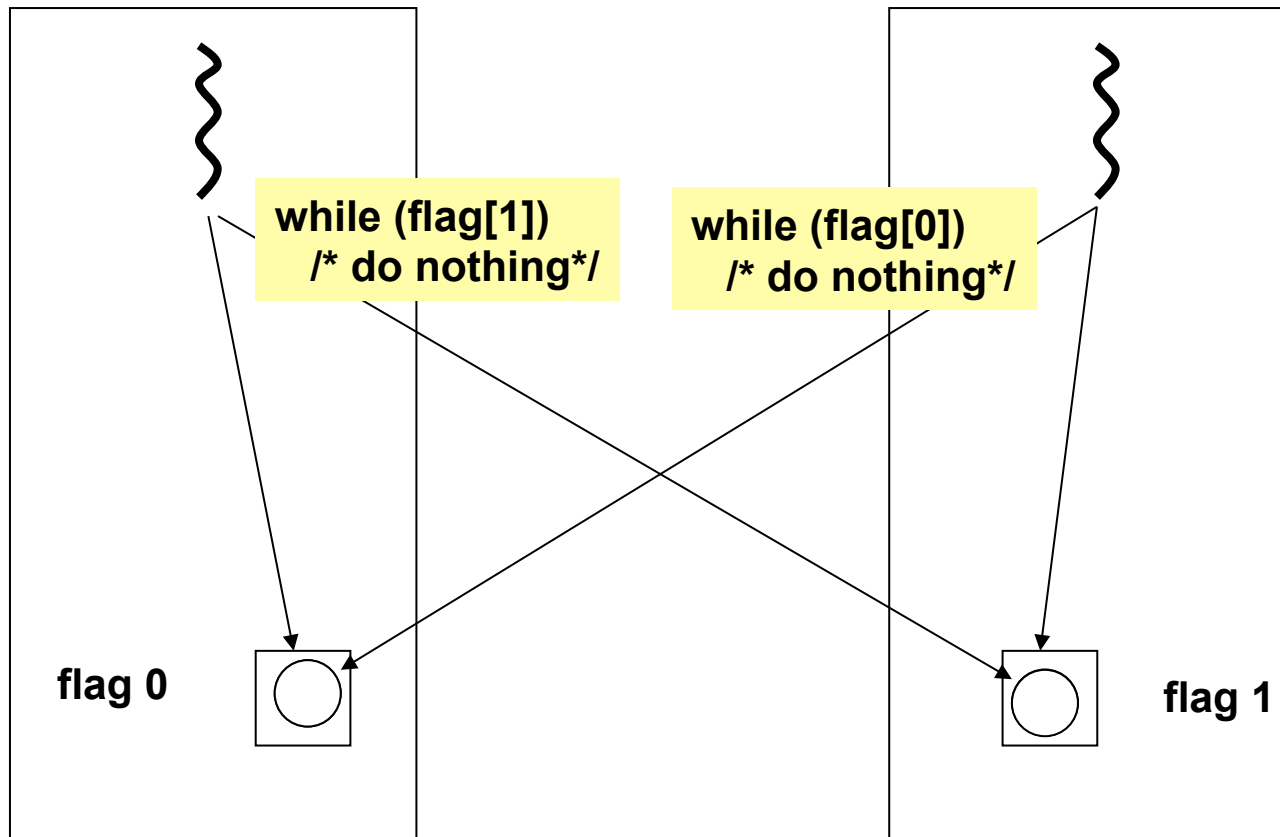
Probleme:



Bei Ausfall innerhalb des kritischen Abschnitts: Blockade.
Falls beide Prozesse die Flags auf "true" setzen: Deadlock (Verklemmung).



3. Versuch



/* Prozess 0/1 */

.
. .

```
flag[0/1] = true;
while (flag[1/0])
    /* do nothing*/;
/* critical section */;
flag[0/1] = false;
```

○ true
● false



4. Versuch

gemeinsam benutzte globale Variable:

enum boolean {false = 0; true = 1}
boolean flag[2] = {false, false}

```
/* Prozess 0 */
```

```
.
```

```
.
```

```
flag[0] = true;  
while (flag[1])  
{
```

```
    flag[0] = false;  
    /* delay */;  
    flag[0] = true;
```

```
}
```

```
/* critical section */;  
flag[0] = false;
```

```
.
```

```
/* Prozess 1 */
```

```
.
```

```
.
```

```
flag[1] = true;  
while (flag[0])  
{
```

```
    flag[1] = false;  
    /* delay */;  
    flag[1] = true;
```

```
}
```

```
/* critical section */;  
flag[1] = false;
```

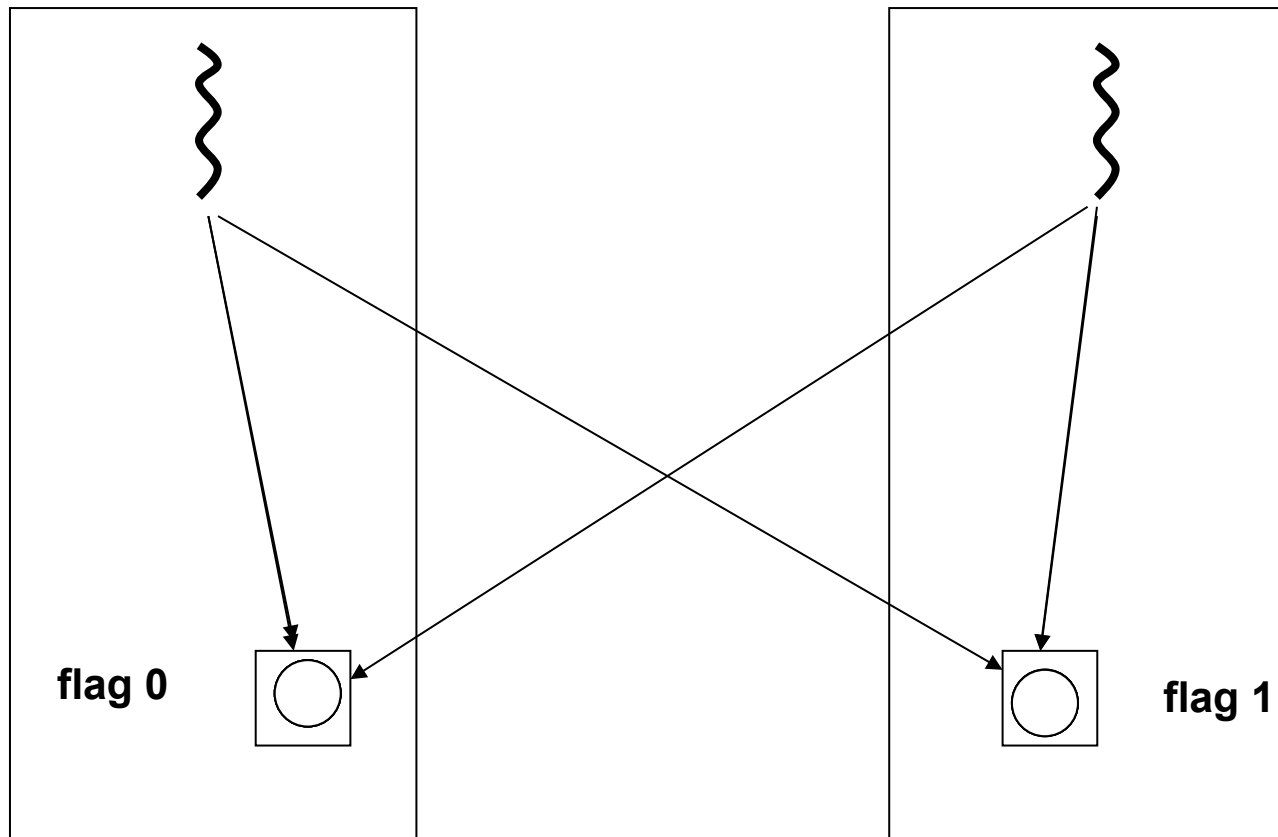
```
.
```

**Versuch der zufälligen
Auflösung des Deadlocks**

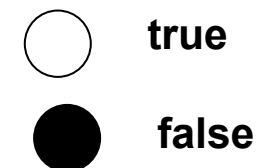
Probleme: ➡ Falls kein Prozesse "nachgibt": Livelock (Dynamische Verklemmung).



4. Versuch



```
/* Prozess 0/1 */  
.  
.  
flag[0/1] = true;  
while (flag[1/0])  
{  
    flag[0/1] = false;  
    /* delay */;  
    flag[0/1] = true;  
}  
/* critical section */;  
flag[0/1] = false;  
.
```



```

/* Prozess 0 */
.
.
while (turn !=0)
    /* do nothing*/;
/* critical section */;
turn = 1;
.
.

/* Prozess 1 */
.
.
while (turn !=1)
    /* do nothing*/;
/* critical section */;
turn = 0;
.
.

```

1. Versuch

```

/* Prozess 0 */
.
.
while (flag[1])
    /* do nothing*/;
flag[0] = true;
/* critical section */;
flag[0] = false;
.
.

/* Prozess 1 */
.
.
while (flag[0])
    /* do nothing*/;
flag[1] = true;
/* critical section */;
flag[1] = false;
.
.

```

2. Versuch

```

/* Prozess 0 */
.
.
flag[0] = true;
while (flag[1])
    /* do nothing*/;
/* critical section */;
flag[0] = false;
.
.

/* Prozess 1 */
.
.
flag[1] = true;
while (flag[0])
    /* do nothing*/;
/* critical section */;
flag[1] = false;
.
.

```

3. Versuch

```

/* Prozess 0 */
.
flag[0] = true;
while (flag[1])
{
    flag[0] = false;
    /* delay */;
    flag[0] = true;
}
/* critical section */;
flag[0] = false;
.

/* Prozess 1 */
.
flag[1] = true;
while (flag[0])
{
    flag[1] = false;
    /* delay */;
    flag[1] = true;
}
/* critical section */;
flag[1] = false;
.

```

4. Versuch



Dekker's Algorithmus

Sync. Code für P0

```
setze Flag 0 auf true
überprüfe Flag 1
if flag 1 == false
tritt in den Kritischen Abschnitt ein

if Flag 1 == true
überprüfe turn
if turn == 1 --> setze Flag 0 auf false und
gehe zum Anfang

sonst überprüfe Flag 1
if Flag 1==false
tritt in den Kritischen Abschnitt ein

Kritischer Abschnitt; führe Code aus

setze turn= 1
setze Flag 0 auf false
```

Sync. Code für P1

```
setze Flag 1 auf true
überprüfe Flag 0
if Flag 0 == false
tritt in den Kritischen Abschnitt ein

if Flag 0 == true
überprüfe turn
If turn == 0 --> setze Flag 1 auf false und
gehe zum Anfang

sonst überprüfe Flag 0
if Flag 0==false
tritt in den Kritischen Abschnitt ein

Kritischer Abschnitt; führe Code aus

setze turn= 0
setze Flag 1 auf false
```



Dekker's Algorithmus

```
boolean flag [2];  
int turn;
```

wird ausgeführt
wenn flag [1] == true

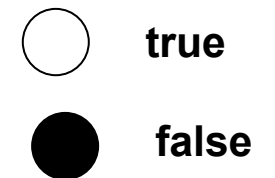
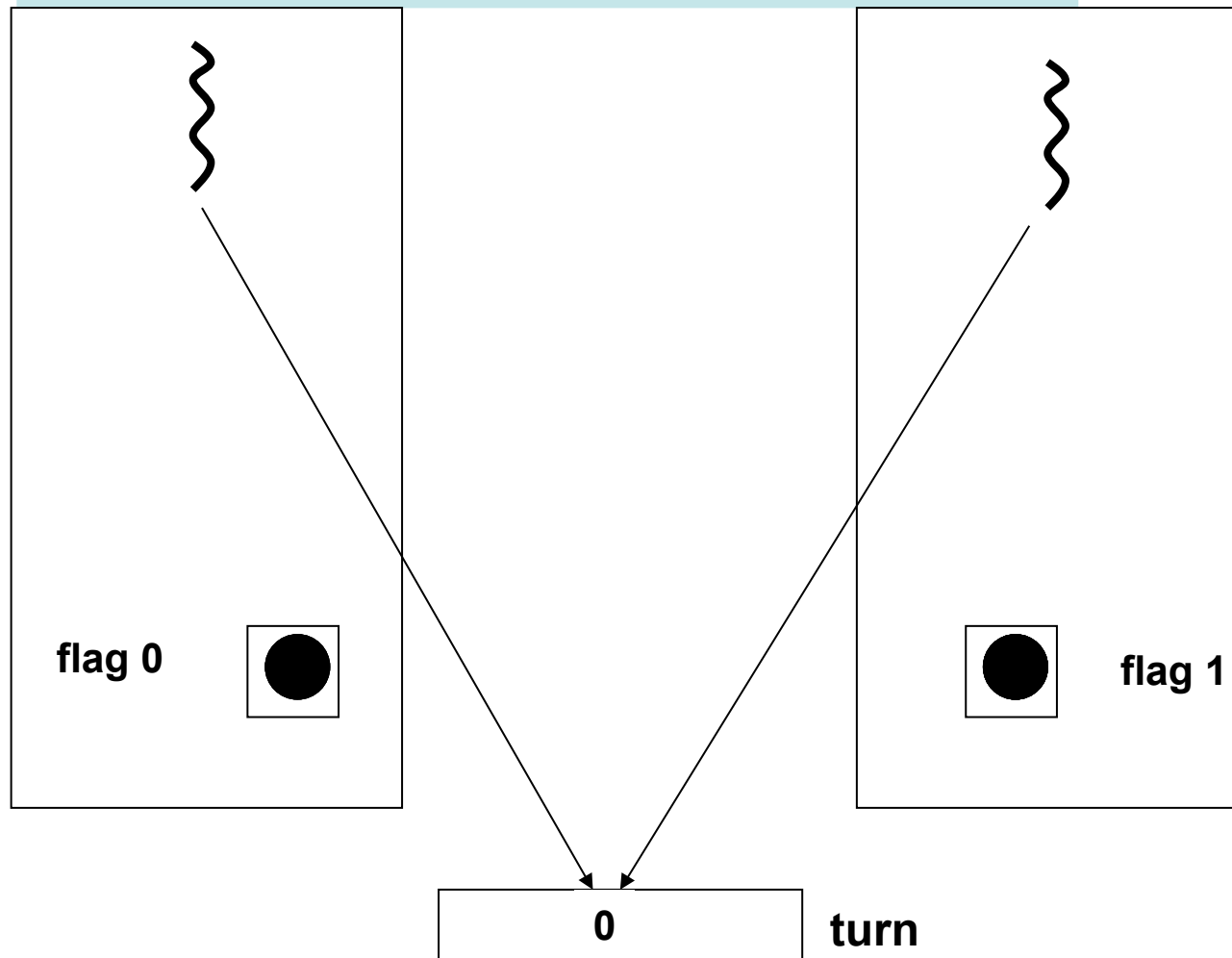


```
void P0()  
{  
    while (true)  
    {  
        flag [0] = true;  
        while (flag [1])  
        {  
            if (turn == 1)  
            {  
                flag [0] = false;  
                while (turn == 1)  
                    /* do nothing */  
                flag [0] = true;  
            }  
            /* kritischer Abschnitt  
            turn = 1;  
            flag [0] = false;  
            /* Restliche Programmzeilen */  
        }  
    }  
}
```

```
void P1()  
{  
    while (true)  
    {  
        flag [1] = true;  
        while (flag [0])  
        {  
            if (turn == 0)  
            {  
                flag [1] = false;  
                while (turn == 0)  
                    /* do nothing */  
                flag [1] = true;  
            }  
            /* kritischer Abschnitt  
            turn = 0;  
            flag [1] = false;  
            /* Restliche Programmzeilen  
        }  
    }  
}
```

```
void main 0  
{  
    flag [0] = false;  
    flag [1] = false;  
    turn = 1;  
    parbegin (P0, P1);  
}
```


Dekker's Algorithmus



Peterson's Algorithmus

```
boolean flag [2];  
int turn;
```

```
void PO()  
{  
    while(true)  
    {  
        flag [0] = true;  
        turn = 1;  
        while (flag [1] &&turn ==1)  
            /* do nothing */;  
        /* kritischer Abschnitt */  
        flag [0] = false;  
        /* Restliche Programmzeilen */;  
    }  
}
```

```
void P1()  
{  
    while (true)  
    {  
        flag [1] = true;  
        turn = 0;  
        while (flag [0] &&turn == 0)  
            /* do nothing */;  
        /* kritischer Abschnitt */  
        flag [1] = false;  
        /* Restliche Programmzeilen */;  
    }  
}
```

```
void main() t  
flag [0] = false; flag [1] = false;  
parbegin (P0, P1);  
}
```



Vergleich von Dekker's und Peterson's Algorithmus

```
void P0()
{
    while (true)
    {
        flag [0] = true;
        while (flag [1])
            if (turn == 1)
            {
                flag [0] = false;
                while (turn == 1)
                    /* do nothing */
                flag [0] = true;
            }
        /* kritischer Abschnitt
        turn = 1;
        flag [0] = false;
        /* Restliche Programmzeilen */;
    }
}
```

```
void PO()
{
    while(true)
    {
        flag [0] = true;
        turn = 1;
        while (flag [1] && turn ==1)
            /* do nothing */;
        /* kritischer Abschnitt */
        flag [0] = false;
        /* Restliche Programmzeilen */;
    }
}
```



Peterson's Algorithmus

- ➔ **eleganter als Dekker's Algorithmus**
- ➔ **wechselseitiger Ausschluss ist gewährleistet**
- ➔ **gegenseitige Blockierung und Monopolisierung des kritischen Abschnitts durch einen Prozess wird verhindert.**

Problem: Erweiterung auf n Prozesse



Wechselseitiger Ausschluss mit Hardwareunterstützung

Befehl: Test and Set:

```
boolean testset (int i)
{
    if (i==0)
    {
        i= 1;
        return true;
    }
    else
    {
        return false;
    }
}
```

```
/* program mutualexclusion */

const int n = /* number of processes*/
int bolt; /* Riegelvariable*/
void P(int i)
{
    while (true)
    {
        while (!testset (bolt))
            /* do nothing */;
        /* critical section*/
        bolt = 0;
        /* remainder*/
    }
}

void main()
{
    bolt = 0;
    parbegin (P(1), P(2),. . . ,P(n));
}
```



Was wurde bisher erreicht?

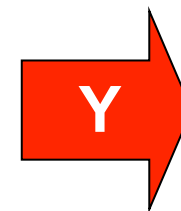
Ziel: Erhaltung der Konsistenz von Daten trotz nebeläufigen Zugriffs, sei es durch Multiprogramming oder Multiprocessing.

Zur Manipulation der Daten müssen Befehlssequenzen (und nicht nur einzelne Befehle) atomar ausgeführt werden.

Die Algorithmen von Dekker und Peterson bieten korrekte Lösungen.

Hardwareunterstützung vereinfacht und verbessert die reinen Softwarelösungen.

Probleme ?



Probleme mit den bisherigen Lösungen

- ➔ **Aktives Warten**
- ➔ **Ein vollst. auf Anwendungsebene konzipierter Mechanismus**
- ➔ **Keine Garantie gegen Verhungern**
- ➔ **Verklebungen können auftreten**



Was soll erreicht werden?

- ➔ Einbettung des Konzepts in das Betriebssystem oder (zumindest) in die Programmiersprache.
- ➔ Allgemeiner Mechanismus für die "Kooperation sequentieller Prozesse"
- ➔ Kein aktives Warten mehr.
- ➔ Leicht zu verstehen und zu handhaben

★ Semaphore (1965, Edsger W. Dijkstra, 1930–2002)



★ Monitore (1974, Sir Charles Antony Richard (C.A.R.) Hoare, 1934)



Semaphore

"Semaphor" griech. von sema (Zeichen) und pherein (tragen)



Winkeralphabeth



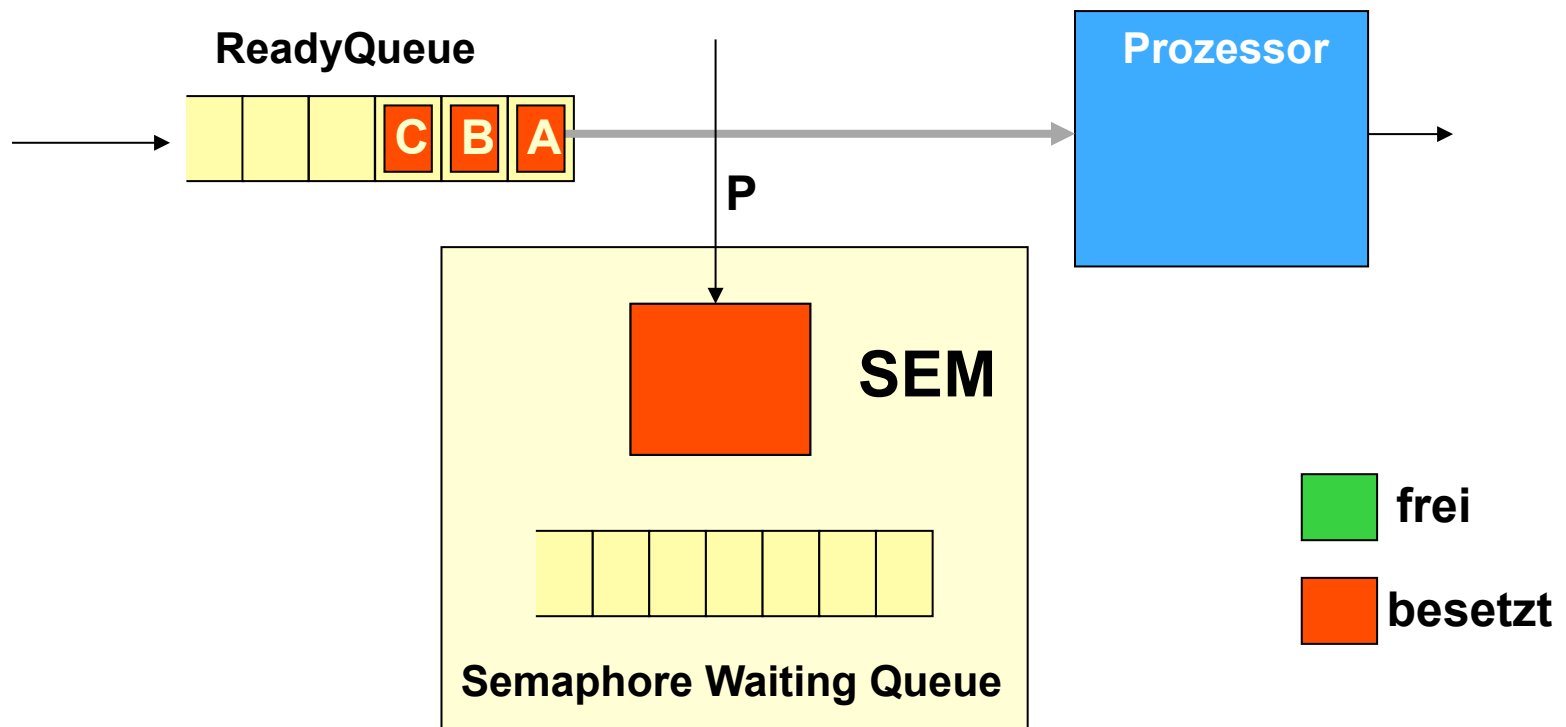
Tour du telegraphe Chappe Saverne



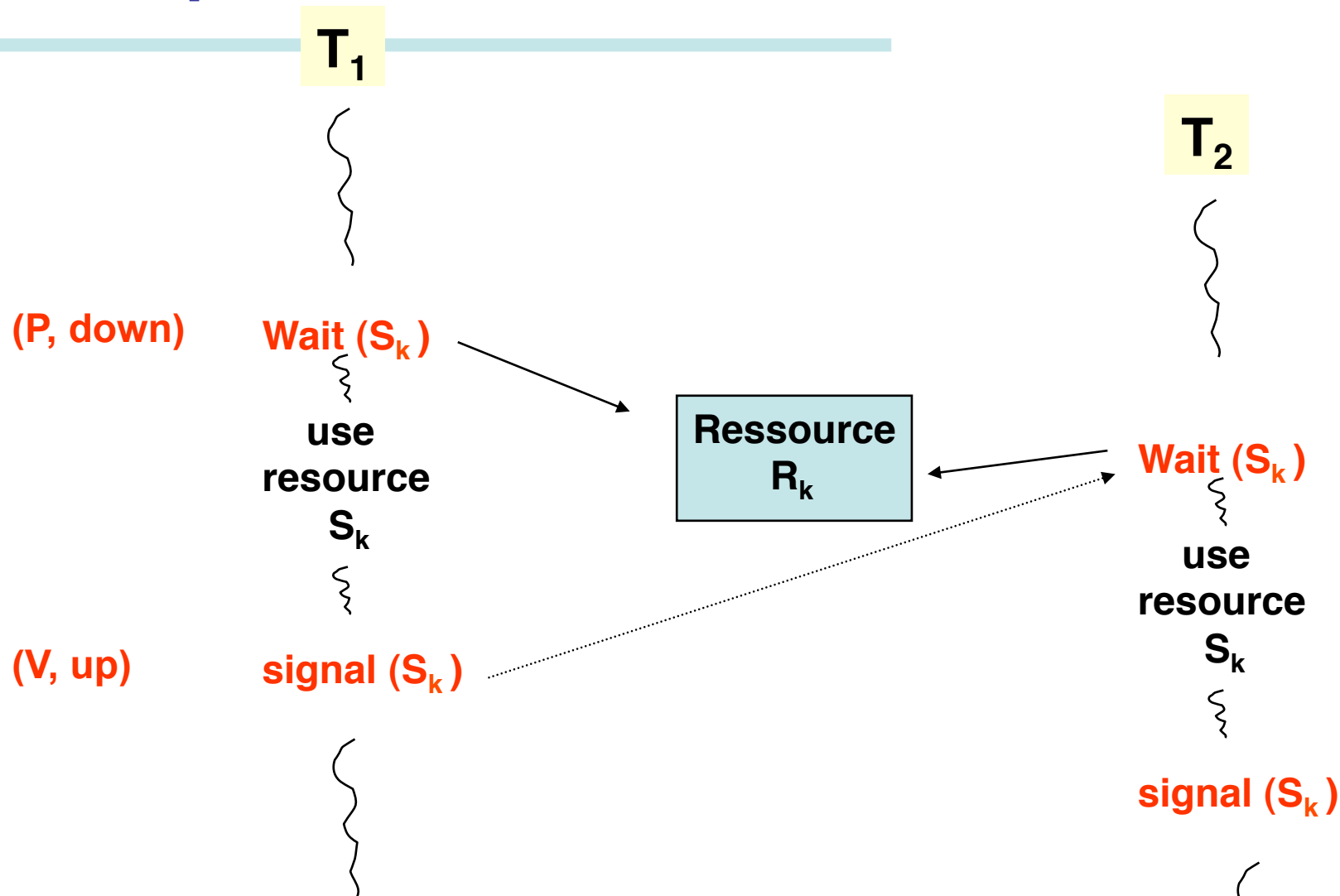
Formsignale Eisenbahn



Semaphore



Semaphore



Semaphore

Ein Semaphore ist eine gemeinsam benutzte Variable, der eine Warteschlange zugeordnet ist. Folgende Operationen sind auf einem Semaphore definiert:

	Beisp.
Initialisierung mit einem Wert ≥ 0 :	$S=1$
wait (P) : verringert den Wert eines Semaphors. Ist $S < 0$, wird der Prozess blockiert.	$S= S-1$
signal (V) : erhöht den Wert des Semaphors. Ist $S \leq 0$, wird ein durch wait blockierter Prozess freigegeben.	$S= S+1$

- ➔ **signal** und **wait** sind atomare Operationen.
Wert eines Semaphors:
- ➔ **positiver Wert**: Anzahl der zur Verfügung stehenden Betriebsmittel.
- ➔ **negativer Wert**: Anzahl der wartenden Prozesse.

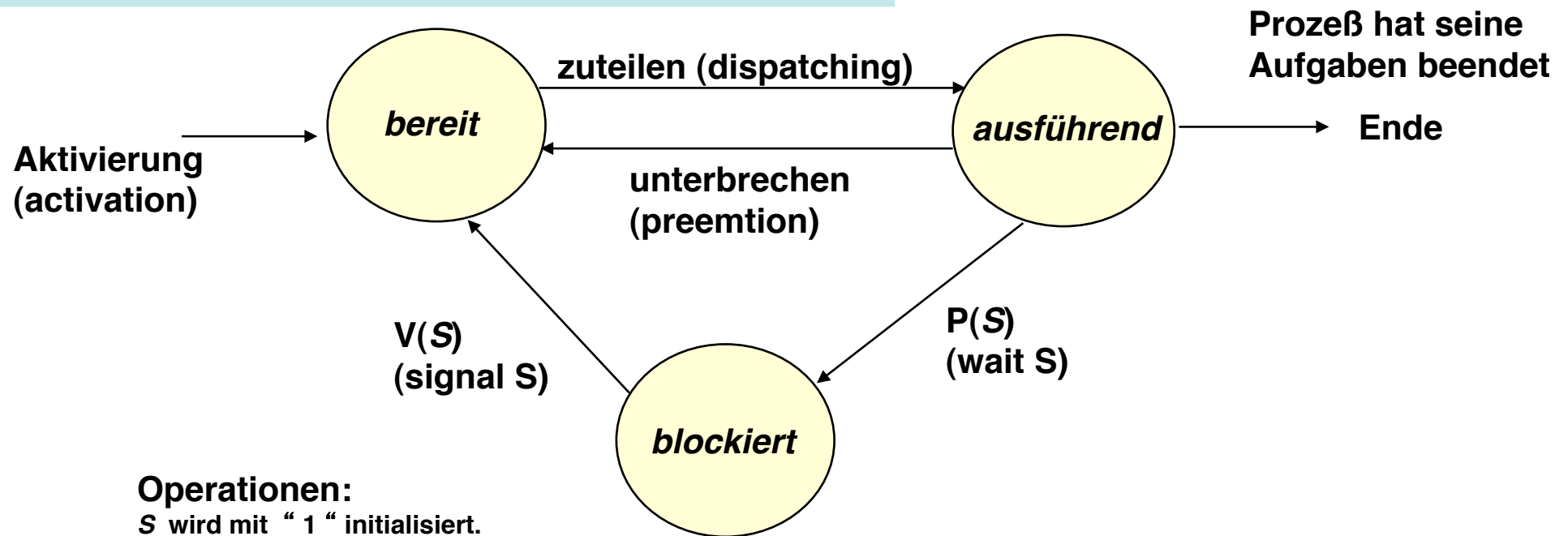
Semaphor-Varianten

Binäre Semaphore: Genau 1 Prozess darf in den KA eintreten. Alle anderen Prozesse werden in eine WS eingeordnet. Semaphore wird mit **1** initialisiert.

Zählende Semaphore: Mehrere Prozesse dürfen in einen KA eintreten. Semaphore wird mit **n** initialisiert. Wird n überschritten, werden Prozesse in eine WS eingeordnet.



Binäres Semaphor



```

P(S) {
    S = S - 1;
wait(S)  if (S < 0) blockiere P; /* Prozess wird in den Zustand blockiert überführt und in die S- Warteschlange
                                           /* eingereiht falls S<0
}
  
```

```

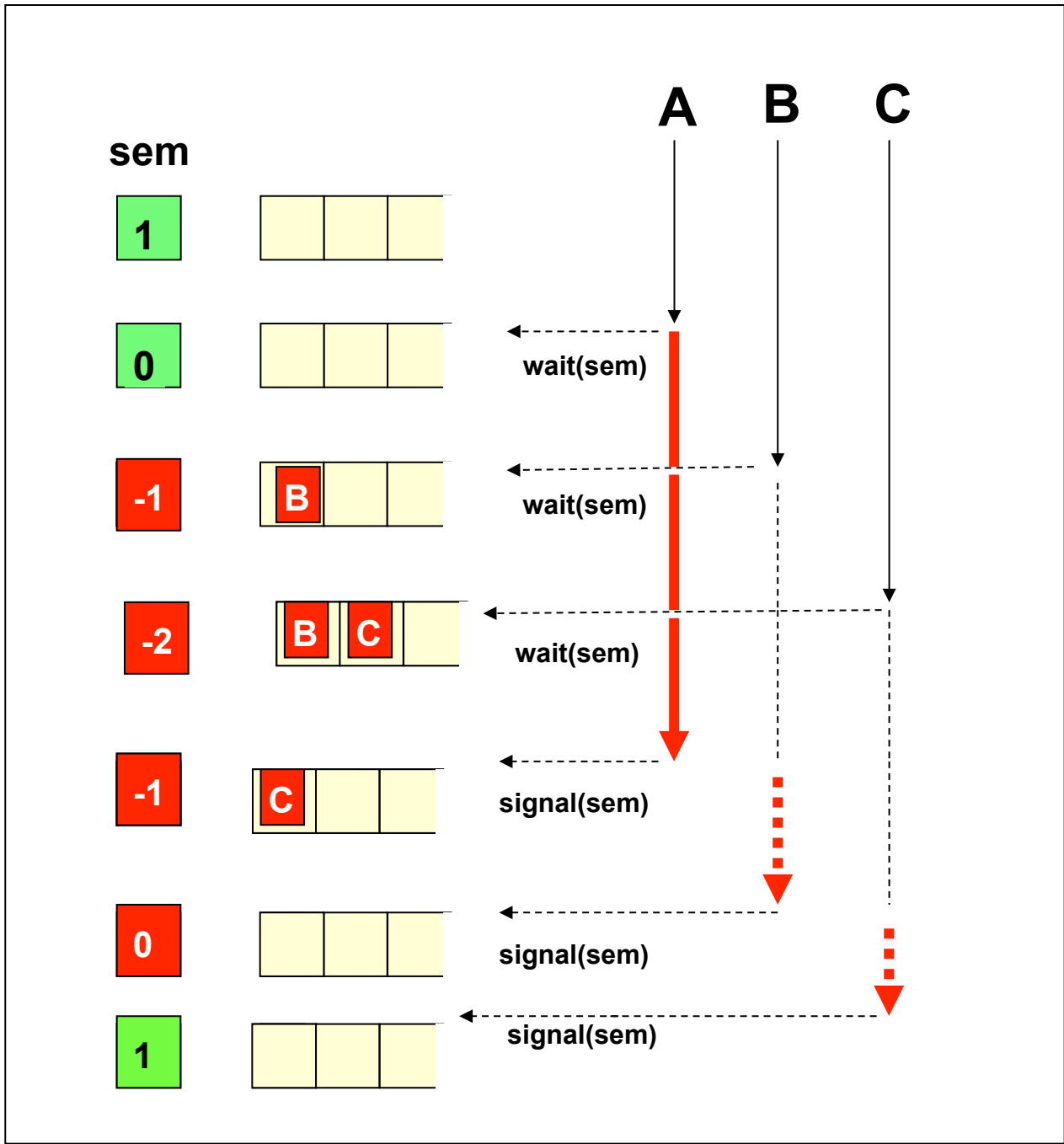
V(S) {
    S = S + 1;
signal(S) if (S ≤ 0) wecke P; /* Prozess, der am Anfang der S-Warteschlange steht
                                           /* kann in den KA eintreten. Falls S > 0, kein Prozess in der WS.
}
  
```

Semaphore

Wechselseitiger Ausschluss durch Verwendung von Semaphoren

```
/* Programm WechselseitigerAusschluss */
const int n = /* Anzahl der Prozesse */;
semaphore s = 1;
void P(int i)
{
    while (true)
    {
        wait(s);
        /* kritischer Abschnitt' /;
        . . . . .
        signal(s);
        /* Restliche Programmzeilen */;
    }
}
void main ()
{
    parbegin (P(1), P(2),..., P(n));
}
```





Wechselseitiger Ausschluss mit einem Semaphor

Für jedes Betriebsmittel gibt es genau 1 Semaphor !

Semaphore

Primitive für allgemeines Semaphor

```
struct semaphore
{
    int count;
    queueType queue;
}

void wait(semaphore s)
{
    s.count--;
    if (s.count < 0)
    {
        diesen Prozess in s.queue ablegen;
        diesen Prozess blockieren
    }
}

void signal(semaphore s)
{
    s.count++;
    if (s.count <= 0)
    {
        einen Prozess P aus s.queue entfernen;
        Prozess P in Liste bereiter Prozesse ablegen;
    }
}
```

Primitive für binäres Semaphor

```
struct binary_semaphore
{
    enum (zero, one) value;
    queueType queue;
};

void waitB(binary_semaphore s)
{
    if (s.value == 1)
        s.value = 0;
    else
    {
        diesen Prozess in s.queue ablegen;
        diesen Prozess blockieren;
    }
}

void signalB(binary_semaphore s)
{
    if (s.queue.is empty())
        s.value = 1;
    else
    {
        einen Prozess P aus s.queue entfernen;
        Prozess P in Liste bereiter Prozesse ablegen;
    }
}
```



Implementierung von Semaphoren

Blockierung der Interrupts

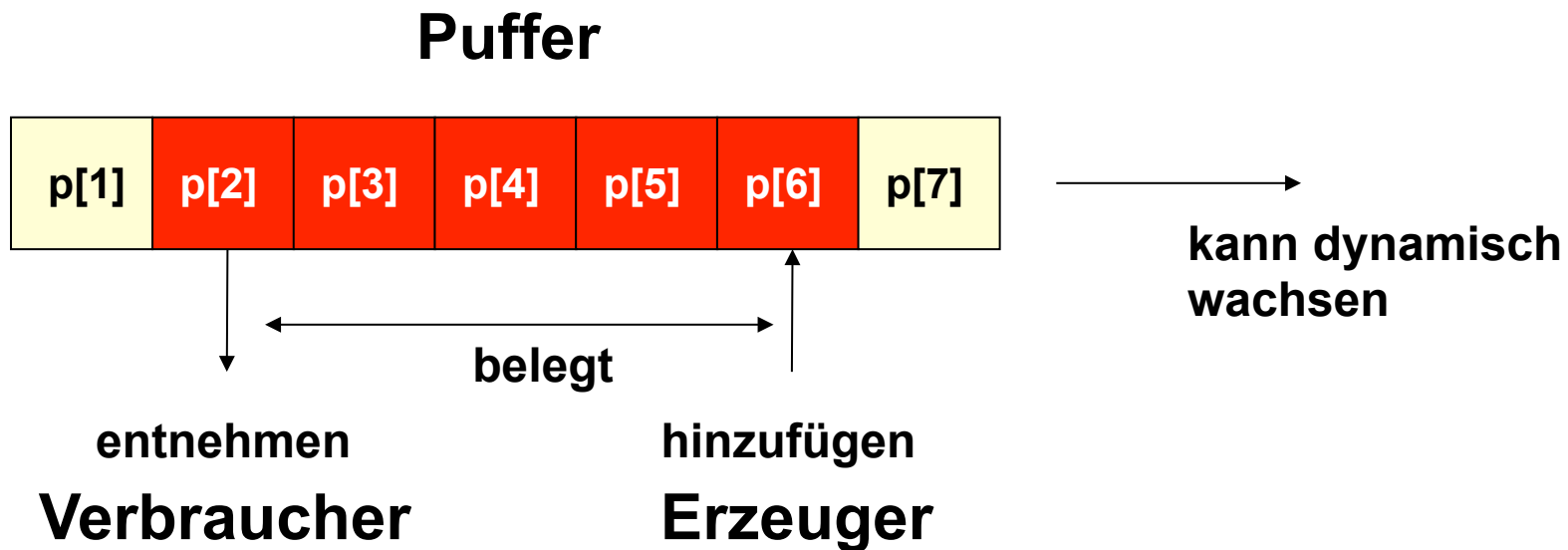
```
wait(s)
{
    inhibit interrupts;
    s.count--;
    if (s.count < 0)
    {
        diesen Prozess in s.queue ablegen;
        diesen Prozess blockieren und
        Interrupts zulassen
    }
    else
        allow interrupts;
```

```
signal(s)
{
    inhibit interrupts;
    s.count++;
    if (s.count <= 0)
    {
        remove a process P from s.queue;
        place process P on ready list
    }
    Interrupts wieder zulassen;
}
```



Anwendung von Synchronisationsmechanismen

Das Erzeuger-Verbraucher Problem (producer-consumer)



1. Prozesse dürfen nicht gleichzeitig auf dasselbe Element zugreifen.
2. Verbraucher kann nur dann ein Element entnehmen, wenn der Puffer nicht leer ist.
3. Erzeuger kann nur in den Puffer schreiben, wenn der Puffer nicht voll ist.



Das Erzeuger-Verbaucher (Producer - Consumer) Problem

Aspekte:

1. Wechselseitiger Ausschluss
2. Synchronisation der Aktivitäten.

Erzeuger und Verbraucher sind voneinander abhängig in Bezug auf ihre Verarbeitungsbeschwindigkeit.



Das Erzeuger-Verbaucher (Producer - Consumer) Problem

```
producer:  
while (true)  
{  
    /* erzeuge Element v*/;  
    b[in] = v;  
    in++;  
}
```

```
consumer:  
while (true)  
{  
    while (in <= out)  
        /* do nothing*/;  
    w = b [out] ;  
    out++;  
    /* consume element w */  
}
```



Beispiel: Das Erzeuger-Verbaucher Problem

```
/* Programm ErzeugerVerbraucher */
int n;
binary_semaphore s = 1;
binary_semaphore delay = 0;
void producer()
{
    while (true)
    {
        produce();
        waitB(s);
        append();
        n++;
        if (n==1)
            signalB(delay);
        signalB(s);
    }
}
```

```
void consumer()
{
    waitB(delay);
    while (true)
    {
        waitB(s);
        take();
        n--;
        signalB(s);
        consume();
        if (n==0) waitB(delay);
    }
}
```

inkorrekte
Lösung mit
binären
Semaphoren

Wo steckt der
Fehler?

```
void main
{
    n = 0;
    parbegin (producer, consumer);
}
```



	Erzeuger	Verbraucher	s	n	delay
		waitB(delay)	1	0	-1
	waitB(s)		0	0	-1
	n++		0	1	-1
	if (n==1) signalB(delay)		0	1	0
	signalB(s)		1	1	0
		waitB(s)	0	1	0
		n--	0	0	0
		signalB(s)	1	0	0
		if (n==0) waitB(delay)	1	0	-1

s: wechselseitiger Ausschluss
n: Zählvariable
delay: sync zwischen Erzeuger und Verbraucher

Verbraucher blockiert an "delay"



	Erzeuger	Verbraucher	s	n	Delay
1			1	0	0
2	waitB(s)		0	0	0
3	n++		0	1	0
4	if (n == 1) (signalB_(delay))		0	1	1
5	signalB(s)		1	1	1
6		waitB(delay)	1	1	0
7		waitB(s)	0	1	0
8		n--	0	0	0
9		signalB(s)	1	0	0
10	waitB(s)		0	0	0
11	n++		0	1	0
12	if (n == 1) (signalB(delay))		0	1	1
13	signalB(s)		1	1	1
14		if (n == 0) (waitB(delay))	1	1	1
15		waitB(s)	0	1	1
16		n--	0	0	1
17		signalB(s)	1	0	1
18		if (n == 0) (waitB(delay))	1	0	0
19		waitB(s)	0	0	0
20		n--	0	-1	0
21		signalB(s)	1	-1	0

Hier ist Bedingung für Konsument gegeben

Hier wird Konsument unterbrochen

Hier wird ein "sigal" ausgeführt, für das es zuvor kein "wait" gegeben hat. Konsequenz: falscher Zustand von "delay".

Hier hat der Konsumer schon ein Element entnommen. Da n==1 ist, wird aber nachträglich nicht das "wait" ausgeführt.

Hier wird ein weiteres Element entnommen. Der Zustand von "delay" bleibt aber erhalten.

Hier wird ein Element aus der leeren Queue entnommen

Schattierte Bereiche stellen den durch Semaphore s kontrollierten kritischen Abschnitt dar.

J. Kaiser, IVS-EOS



Das Erzeuger-Verbaucher (Producer - Consumer) Problem

```
/* Programm
ErzeugerVerbraucher*/
int n;
binary_semaphore s = 1;
binary_semaphore delay = 0;
void producer()
{
    while (true)
    {
        produce();
        waitB(s);
        append();
        n++;
        if (n==1) signalB(delay);
        signalB(s);
    }
}
```

```
void consumer()
{
    int m; /*eine lokale Variable */
    waitB(delay);
    while (true)
    {
        waitB(s);
        take();
        n--;
        m = n;
        signalB(s);
        consume();
        if (m==0) waitB(delay);
    }
}

void main()
{
    n=0;
    parbegin (producer, consumer);
}
```

korrekte
Lösung mit
binären
Semaphoren



	Erzeuger	Verbraucher	s	n	Delay
1			1	0	0
2	waitB(s)		0	0	0
3	n++		0	1	0
4	if (n == 1) (signalB_(delay))		0	1	1
5	signalB(s)		1	1	1
6		waitB(delay)	1	1	0
7		waitB(s)	0	1	0
8		n--	0	0	0
9		signalB(s)	1	0	0
10	waitB(s)		0	0	0
11	n++		0	1	0
12	if (n == 1) (signalB(delay))		0	1	1
13	signalB(s)		1	1	1
14		if (n == 0) (waitB(delay))	1	1	1
15		waitB(s)	0	1	1
16		n--	0	0	1
17		signalB(s)	1	0	1
18		if (n == 0) (waitB(delay))	1	0	0
19		waitB(s)	0	0	0
20		n--	0	-1	0
21		signalB(s)	1	-1	0

hier wird m=n eingefügt bevor der KA mit signalB(s) verlassen wird.

hier wird m==0 anstelle n==0 überprüft. Man hat sich gemerkt, wie der Zustand des Zählers im KA war!

Daher wird waitB(delay) korrekt gesetzt!

Hier ist Bedingung für Konsument gegeben

Hier wird Konsument unterbrochen

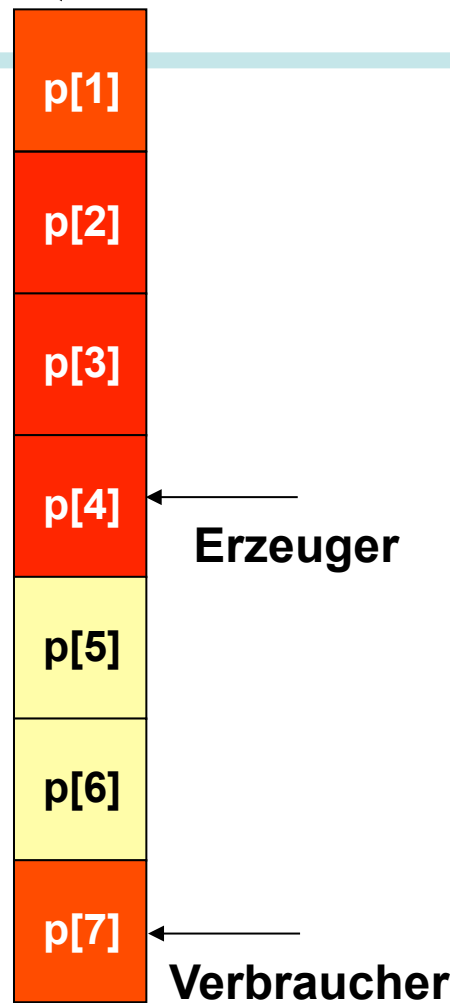
Hier wird ein "sigal" ausgeführt, für das es zuvor kein "wait" gegeben hat. Konsequenz: falscher Zustand von "delay".

Hier hat der Konsument schon ein Element entnommen. Da n==1 ist, wird aber nachträglich nicht das "wait" ausgeführt.

Hier wird ein weiteres Element entnommen. Der Zustand von "delay" bleibt aber erhalten.

Hier wird ein Element aus der leeren Queue entnommen





```
/* Programm PufferFesterGröße `/  
const int sizeofbuffer = /* Puffergröße */;  
semaphore s = 1; /*sorgt für wechselseitigen Ausschluß  
semaphore n= 0; /* verhindert Lesen aus leerem Puffer  
semaphore e= sizeofbuffer; /* zählt Elemente, verh. Überlauf  
void producer()  
{  
    while (true)  
    {  
        produce();  
        wait(e);  
        wait(s);  
        append();  
        signal(s);  
        signal (n)  
    }  
void consumer()  
{  
    while (true)  
    {  
        wait(n);  
        wait(s);  
        take();  
        signal(s);  
        signal(e);  
        consume();  
    }  
}  
void main() .....
```

**Erzeuger/
Verbraucher
mit zählenden
Semaphoren**

**(Ring-
Puffer
fester
Größe**

Semaphore

Allgemeines, leistungsfähiges Konzept zur Koordinierung nebenläufiger Prozesse.

- ➔ **Kontrolle über die Anzahl von Prozesse, die eine Ressource nutzen wollen.**
- ➔ **Spezialfall: wechselseitiger Ausschluss.**

Kritik:

- ➔ **wait und signal sind low level Programmierkonstrukte.**
- ➔ **wait und signal können über das ganze Programm verteilt sein.**
 - **schwer zu kontrollieren**
 - **Korrektheit schwer nachzuweisen**



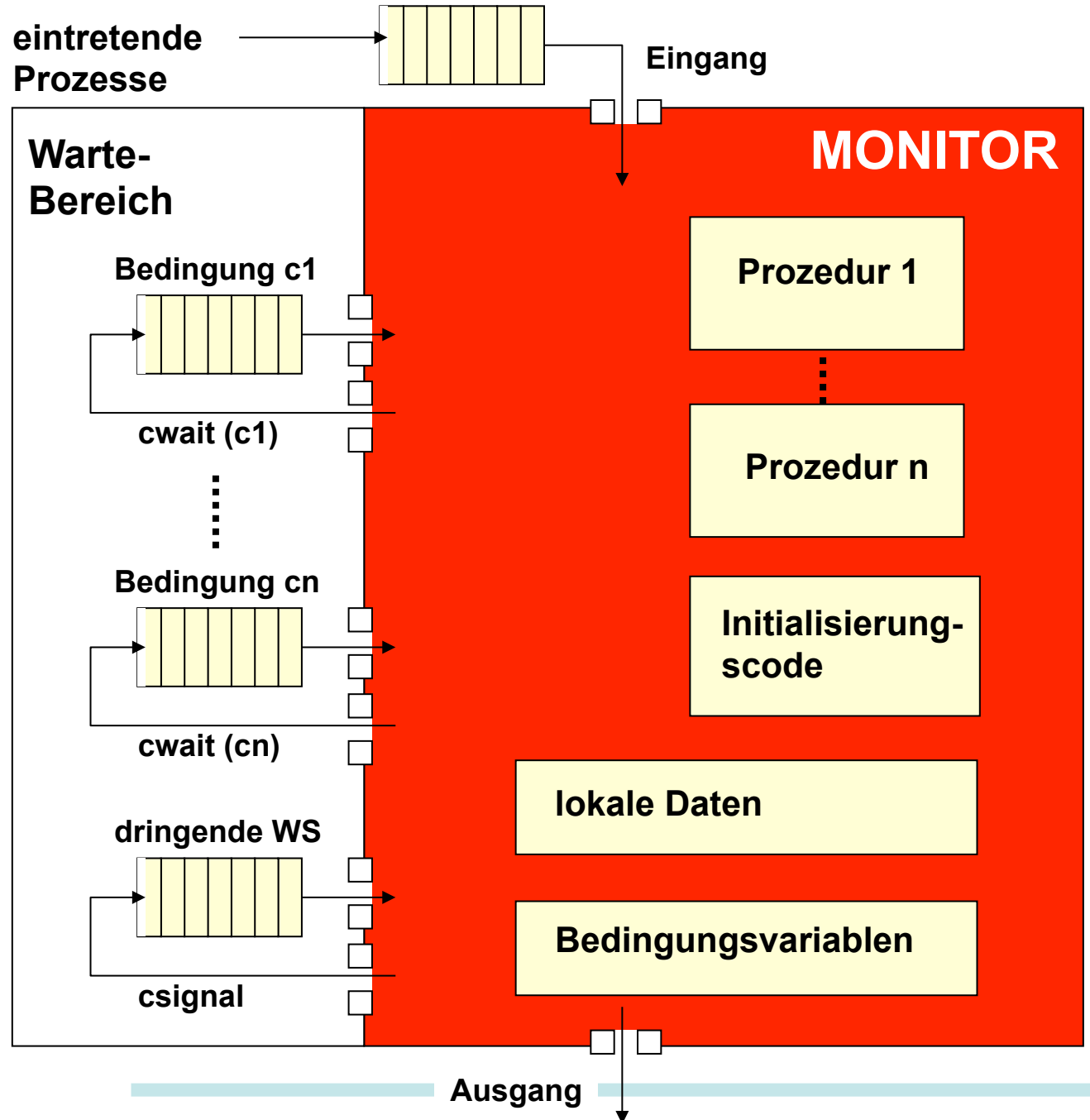
Wünschenswerte Eigenschaften für einen Mechanismus zur Koordination nebenläufiger Prozesse:

- ➔ **Besser an die Programmierung angepasster Mechanismus.**
- ➔ **Semantik der Kontrolle besser formulierbar.**
- ➔ **Einbettung in eine Programmiersprache.**



Organisation eines Monitors

- Auf lokale Daten können nur die Prozeduren des Monitors aber keine externen Prozeduren zugreifen
- Ein Prozess betritt den Monitor indem er eine der Prozeduren aufruft
- nur 1 Prozess kann zu jedem Zeitpunkt im Monitor sein.
- Synchronisation ist auf den Monitor beschränkt. Korrektheit ist deshalb leichter zu überprüfen.



```

/* Programm Erzeugerverbraucher */
monitorboundedbuffer;
char buffer [N];      /* Platz für N Elemente */
int nextin, nextout;  /* Pufferzeiger */
int count;            /* Anzahl der Elemente im Puffer */
int notfull, notempty; /* Bed.-Variablen zur Synchronisierung */

```

```

void append (char x)

```

```

{
if (count == N)
    cwait(notfull);      /* Puffer ist voll; Überlauf vermeiden */
buffer[nextin] = x;
nextin = (nextin + 1)% N;
count++;                /* ein Element mehr im Puffer */
csignal(notempty);     /* Verbraucher wieder aufnehmen */
}

```

```

void take (char x)

```

```

{
if (count == 0)
    cwait(notempty);    /* Puffer ist leer; Unterlauf vermeiden */
x = buffer[nextout];
nextout = (nextout + 1)% N;
count--;                /* ein Element weniger im Puffer */
csignal(notfull);     /* wartenden Erzeuger wieder aufnehmen */
}

```

```

/* Programmcode des Monitors */
nextin = 0;
nextout = 0;
count = 0; /* Puffer ursprünglich leer */
}

```

```

voidproducer()

```

```

char x;
{
    while(true)
    {
        produce(x);
        append(x);
    }
}

```

```

voidconsumer()

```

```

{
char x;
while(true)
{
    take(x);
    consume(x);
}
}

```

```

void main()

```

```

{
parbegin(producer, consumer);
}

```



Diskussion: Monitore

Sprachkonstrukt, d.h. muss in eine Sprache "eingebaut" sein.

Semaphore kann man "leicht" selber schreiben, wenn das Betriebssystem solche Konstrukte kennt.

Monitore und Semaphore erfordern die Existenz eines gemeinsamen Speichers.

Semaphore und Monitore können nur zur Synchronisation des Datenaustauschs verwendet werden aber nicht zum Datenaustausch selbst.

Nicht geeignet für verteilte Systeme.



Interprozesskommunikation IPC

Transfer von Daten von einem Prozess zu einem oder mehreren anderen Prozessen.

- über gemeinsamen Speicher "Shared memory"
Lesen und Schreiben gemeinsamer Variablen.
- über einen gemeinsamen Kommunikationskanal:
explizites Senden und Empfangen von Nachrichten.



Nachrichtenaustausch



integriert Datentransfer + Synchronisation

**Ist der Empfänger bereit?
Was tun, wenn der Empfänger
nicht bereit ist?**

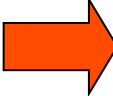

**Wann kommt eine Nachricht?
Was tun, wenn eine Nachricht nicht
ankommt?**

**Wie wird adressiert?
Wann muss man wissen, mit wem man kommunizieren will?
Wie ist das Nachrichtenformat?
Wie werden ankommende Nachrichten geordnet?**



Nachrichtenaustausch

Synchronisationsaspekt:

-  **Koordination zwischen Sender und Empfänger erforderlich:**
- **Sender darf Nachrichten nicht dauerhaft schneller erzeugen, als der Empfänger sie verarbeiten kann.**
 -  **Empfänger bestimmt die Geschwindigkeit der Kommunikation!**
 - **blockierendes Senden:** **Sender wartet bis Empfänger die Nachricht empfangen kann**
 - **blockierendes Empfangen:** **Empfänger wartet auf Nachricht vom Sender.**

Blockierendes Senden und blockierendes Empfangen ohne Zwischenpuffer  "Rendezvous".

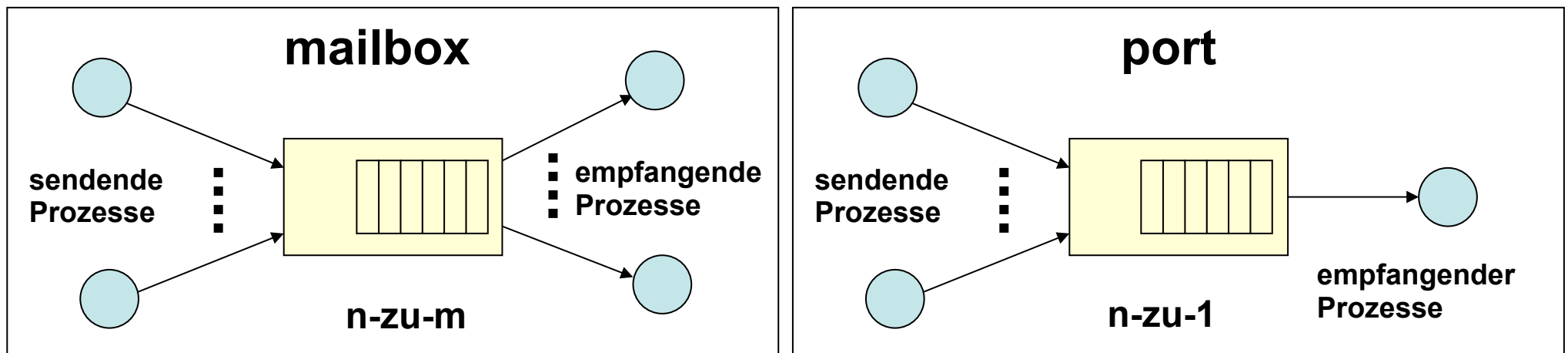
Nachrichtenaustausch

Direkte Adressierung:

In den send/receive -Primitiven wird ein Prozess direkt spezifiziert.

Indirekte Adressierung:

Nutzung einer gemeinsamen Datenstruktur.



Das Erzeuger-Verbraucher-Problem mit beschränktem Puffer.

Lösung über Nachrichtenaustausch

```
const int
    capacity = /* Pufferkapazität */
    null = /* Leernachricht*/

int i;

void producer()
{ message pmsg;
  while (true)
  {
    receive (mayproduce, cmsg);
    pmsg = produce();
    send (mayconsume, pmsg);
  }
}

void consumer()
{ message cmsg;
  while (true)
  {
    receive (mayconsume, pmsg);
    consume (pmsg);
    send (mayproduce, null);
  }
}

void main()
{
  create mailbox (mayproduce);
  create mailbox (mayconsume);
  for (int i = 1; i <= capacity; i++)
    send (mayproduce, null);
  parbegin (producer, consumer);
}
```

mayconsume: Puffer für die tatsächlichen Nutzdaten

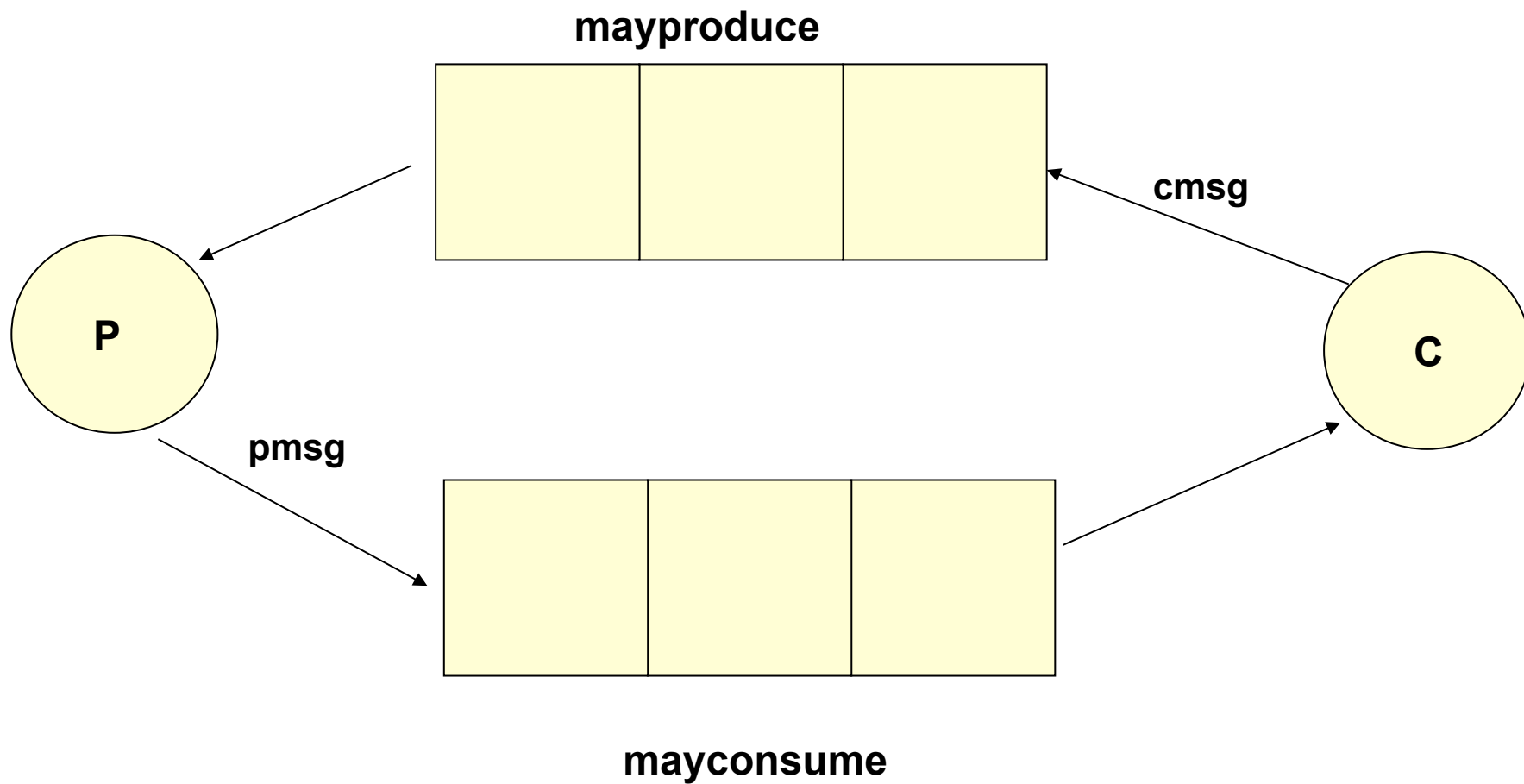
mayproduce: "Zähler" für die Anzahl der belegten Plätze.

pmsg: produce msg
cmsg: consume msg

Initialisierung des Puffers.
Nach Initialisierung ist der Puffer mit 0-msg gefüllt.



Das Erzeuger-Verbraucher-Problem mit beschränktem Puffer.



Kontrollmechanismen für Nebenläufigkeit unter Unix

Erich Ehses, Lutz Köhler, Petra Riemer, Horst Stenzel, Frank Victor: "Betriebssysteme", Pearson Studium, 2005

Pipes: FIFO-Ringpuffer für die Erzeuger/Verbraucher - Kommunikation zwischen ZWEI Prozessen. Betriebssystem sorgt für wechselseitigen Ausschluss und Synchronisation beim Zugriff.

Nachrichten: Mit *msgsnd* und *msgrcv* können Nachrichten an Prozesse geschickt werden. Nachrichten sind typisiert. Prozesse können Nachrichten nach FIFO oder nach Typ geordnet annehmen. Senden an eine volle und Lesen aus einer leeren Warteschlange führt zur Suspendierung des Prozesses.

Shared Memory: Ein Teil des virtuellen Adressraums wird in mehrere Prozess-adressräume eingeblendet. Für Synchronisation muss der Programmierer sorgen.

Semaphore: Erweiterung des Semaphor- Konzeptes.

Signale: "Nachrichten ohne Inhalt", die einen Prozess über das Auftreten eines asynchronen Ereignisses informieren.



Kontrollmechanismen für Nebenläufigkeit unter Unix

Nachrichten:

Typ	Prio	Inhalt
-----	------	--------

Systemaufrufe für Nachrichten:

msgget: *id = msgget (key, flag)*

legt eine neue Nachrichtenwarteschlange an oder greift auf eine bestehende zu und gibt den entsprechenden ID zurück. Dieser wird dann in `msgsnd` und `msgrcv` zum Senden und Empfangen von Nachrichten genutzt.

msgsnd: *result = msgsnd (id, ptr, size, flag)*

fügt eine neue Nachricht in eine Nachrichtenwarteschlange ein.

msgrcv: *result = msgrcv (id, ptr, size, type, flag)*

entnimmt eine Nachricht aus einer Nachrichtenwarteschlange.



Kontrollmechanismen für Nebenläufigkeit unter Unix

Semaphore unter Unix:

- ➔ Mit einem einzigen Aufruf kann eine Gruppe von Semaphoren angelegt werden.
- ➔ Semaphore können um größerer Werte als "1" erhöht, bzw. erniedrigt werden.
- ➔ Für eine Gruppe von Semaphoren kann eine Folge von Operationen definiert werden. Diese Folge wird atomar ausgeführt.
- ➔ Semaphore registrieren Eigentümer, Zustandsmodi und Zeitstempel

Systemkommandos auf Semaphoren:

semget: *id = semget (key, nsems, flag)*

legt eine neue Semaphorgruppe an oder greift auf eine bestehende zu.

semop: *result = semop (id, sops, nsops)*

ändert die Werte der Semaphore einer Gruppe, indem eine oder mehrere *up (signal)*- oder *down (wait)*-Operationen ausgeführt werden. Die Folge wird atomar ausgeführt.

semctl: *result = semctl (id, nsem, cmd, arg)*

führt Steuerungsfunktionen wie Setzen, Auslesen, Löschen von Semaphoren durch.



Kontrollmechanismen für Nebenläufigkeit unter Unix

Solaris erweitert die Kontrollmechanismus um:

- **Sperren für den wechselseitigen Ausschluss (MUTEX-Lock)**
aktives Warten (Spin Lock)
Angabe einer Warteschlange (Turnstile-ID)
Primitive: *mutex_enter()*, *mutex_tryenter()*, *mutex_exit()*
- **Leser/Schreiber Sperre (Readers/Writer Lock)**
unterstützt Lese/Schreibsemantik mit einem Schreiber und mehreren Lesern.
Primitive: *rw_enter*, *rw_exit*, *rw_tryenter*, *rw_downgrade*, *rw_tyupgrade*
- **Bedingungsvariablen**
unterstützt die Realisierung von Monitoren. Bedingungsvariablen müssen immer im Zusammenhang mit MUTEX-Lock eingesetzt werden.
Primitive: *cv_wait()*, *cv_signal()*, *cv_broadcast()*



Definition Das Systemkommando `msgget`

- Das Systemkommando `id = msgget(key, flag)` legt eine neue Nachrichtenwarteschlange an oder greift auf eine bestehende Nachrichtenwarteschlange zu.
- Die Parameter bedeuten:
 - `id` Der Aufruf liefert einen Integer als Rückgabewert. Dieser Wert wird in anderen Systemaufrufen zur Identifizierung der Nachrichtenwarteschlange verwendet. Falls `msgget` scheitert, ist der Rückgabewert `-1`.
 - `key` Numerischer Schlüssel (Name) vom Typ `long` für die Nachrichtenwarteschlange. Man kann hier `IPC_PRIVATE` verwenden, wenn man keinen Schlüssel angeben möchte. In diesem Fall erzeugt der UNIX-Kern ihn selbst.
 - `flag` Das Flag ist vom Typ `int` und bietet mehrere Möglichkeiten, zum Beispiel:
 - `IPC_CREAT | 0644` zum Anlegen einer neuen Nachrichtenwarteschlange mit `rw-r--r--` Zugriff.
 - `0` zum Zugriff auf eine vorhandene Nachrichtenwarteschlange.

Definition Das Systemkommando `msgrcv`

- Das Systemkommando `result = msgrcv(id, ptr, size, type, flag)` entnimmt eine Nachricht aus einer Nachrichtenwarteschlange. Die Parameter bedeuten:
 - `result` Der Rückgabewert dieses Aufrufs ist ein Integer, der über den Erfolg der Entnahme Auskunft gibt.
 - `id` Integerwert zur Identifizierung der Nachrichtenwarteschlange (im Allgemeinen aus `msgget`).
 - `ptr` Pointer auf ein `struct` mit zwei Komponenten: Typ und Daten der Nachricht, die entnommen werden soll.
 - `size` Größe des Datenfelds.
 - `type` Dient zur Steuerung des Zugriffs. Hier kann man festlegen, welche Nachricht entnommen werden soll:
 - `0` Die erste Nachricht aus der Schlange soll entnommen werden.
 - `>0` Die erste Nachricht dieses Typs soll entnommen werden.
 - `<0` Die erste Nachricht des niedrigsten Typs `<= |type|` soll entnommen werden.
 - `flag` Das Flag ist vom Typ `int` und steuert den Entnahmeprozess, zum Beispiel:
 - `IPC_NOWAIT` Wenn es keine passende Nachricht zur Entnahme gibt, so meldet sich der Aufruf `msgrcv` sofort zurück und teilt dies mit.
 - `0` Wenn es keine passende Nachricht zur Entnahme gibt, so blockiert `msgrcv`, bis es eine passende Nachricht dieses Typs gibt.

Definition Das Systemkommando `msgsnd`

- Das Systemkommando `result = msgsnd(id, ptr, size, flag)` fügt eine Nachricht in eine Nachrichtenwarteschlange ein.
- Die Parameter bedeuten:
 - `result` Der Rückgabewert dieses Aufrufs ist ein Integer, der über den Erfolg des Einfügens Auskunft gibt.
 - `id` Integerwert zur Identifizierung der Nachrichtenwarteschlange (im Allgemeinen aus `msgget`).
 - `ptr` Pointer auf ein `struct` mit zwei Komponenten: Typ und Daten der Nachricht, die eingefügt werden soll. Diese Struktur muss vor der Operation gefüllt werden. Die Nachricht muss quasi erst aus diesen beiden Teilen konstruiert werden.
 - `size` Größe des Datenfelds
 - `flag` Das Flag ist vom Typ `int` und steuert den Einfügeprozess, zum Beispiel:
 - `IPC_NOWAIT` Ist die Schlange voll und kann kein Datum mehr aufnehmen, so meldet sich der Aufruf `msgsnd` sofort zurück und teilt dies mit.
 - `0` Ist die Schlange voll und kann kein Datum mehr aufnehmen, so blockiert `msgsnd`, bis wieder ein Platz in der Schlange frei ist.

Aus: Erich Ehses, Lutz Köhler, Petra Riemer, Horst Stenzel, Frank Victor: Betriebssysteme: Ein Lehrbuch mit Übungen zur Systemprogrammierung in UNIX/Linux, Pearson Studium, 2005

DefinitionDas Systemkommando `semget`

- Das Systemkommando `id = semget(key, nsems, flag)` legt eine neue Semaphoregruppe an oder greift auf eine bereits bestehende zu.

- Die Parameter bedeuten:

`id` Der Aufruf liefert einen Integer als Rückgabewert. Dieser Wert wird in anderen Systemaufrufen zur Identifizierung der Semaphoregruppe verwendet und ist der Index dieser Gruppe in der Semaphore-Tabelle von UNIX bzw. `-1` im Fehlerfall.

`key` Numerischer Schlüssel (Name) vom Typ `long` für die Semaphoregruppe. Sie können hier `IPC_PRIVATE` verwenden, wenn Sie keinen Schlüssel angeben wollen. In diesem Fall erzeugt der UNIX-Kern ihn selbst.

`nsems` Anzahl der Semaphore in der Gruppe (Typ `int`).

`flag` Das Flag ist vom Typ `int` und bietet mehrere Möglichkeiten, zum Beispiel:

`IPC_CREAT | 0644` zum Anlegen einer neuen Gruppe mit `rw-r--r`-Zugriff.

`IPC_CREAT | 0777` zum Anlegen einer Gruppe mit uneingeschränktem Zugriff für alle Benutzer.

`0` zum Zugriff auf eine vorhandene Gruppe.

DefinitionDas Systemkommando `semctl`

- Das Systemkommando `result = semctl(id, nsem, cmd, arg)` führt verschiedene Steuerungsfunktionen auf Semaphoren durch, wie das Setzen und Auslesen der Werte sowie das Löschen von Semaphoren.

- Die Parameter bedeuten:

`result` Der Rückgabewert dieses Aufrufs ist ein Integer, der über den Erfolg des Kommandos Auskunft gibt.

`id` Integerwert zur Identifizierung der Semaphoregruppe.

`nsem` Anzahl der Semaphore.

`cmd` Integerwert, der das auszuführende Kommando bezeichnet, zum Beispiel `SETALL` oder `GETALL`, um die Semaphorewerte zu setzen bzw. zu lesen. `IPC_RMID` dient zum Löschen der Semaphoregruppe.

`buffer` In diesen Puffer vom Typ `union semun` werden die Parameter zur Ausführung des Kommandos übertragen. Seine Form hängt vom konkreten Kommando ab.

DefinitionDas Systemkommando `semop`

- Das Systemkommando `result = semop(id, sops, nsops)` ändert die Werte der Semaphore einer Gruppe, in dem eine oder mehrere `DOWN`- oder `UP`-Operationen ausgeführt werden. Alle diese Operationen werden atomar in einem Block ausgeführt.

- Die Parameter bedeuten:

`result` Der Rückgabewert dieses Aufrufs ist ein Integer, der über den Erfolg des Kommandos Auskunft gibt.

`id` Integerwert zur Identifizierung der Semaphoregruppe (im Allgemeinen aus `semget`).

`sops` Folge der Semaphoreoperationen (vom Typ `struct sembuf *`).
`struct sembuf` hat folgenden Aufbau:

```
struct sembuf {
    short sem_num;
    short sem_op;
    short sem_flg;
};
```

`sem_num` ist dabei die Nummer des Semaphors innerhalb der Gruppe. `sem_op` legt die auszuführende Operation fest. Ist der Wert größer als 0, so handelt es sich um eine (atomare) `UP`-Operation, wobei der Semaphor um diesen Wert erhöht wird. Ist der Wert kleiner als 0, so handelt es sich um eine (atomare) `DOWN`-Operation, wobei der Semaphor um diesen Wert vermindert wird. Mit `sem_flg` können Flags zur Steuerung der Operationen angegeben werden.

`nsops` Anzahl der Operationen in der Folge.

Aus: Erich Ehes, Lutz Köhler, Petra Riemer, Horst Stenzel, Frank Victor: Betriebssysteme: Ein Lehrbuch mit Übungen zur Systemprogrammierung in UNIX/Linux, Pearson Studium, 2005

Klassisches Problem der Interprozesskommuniktion: Das Leser/Schreiber Problem

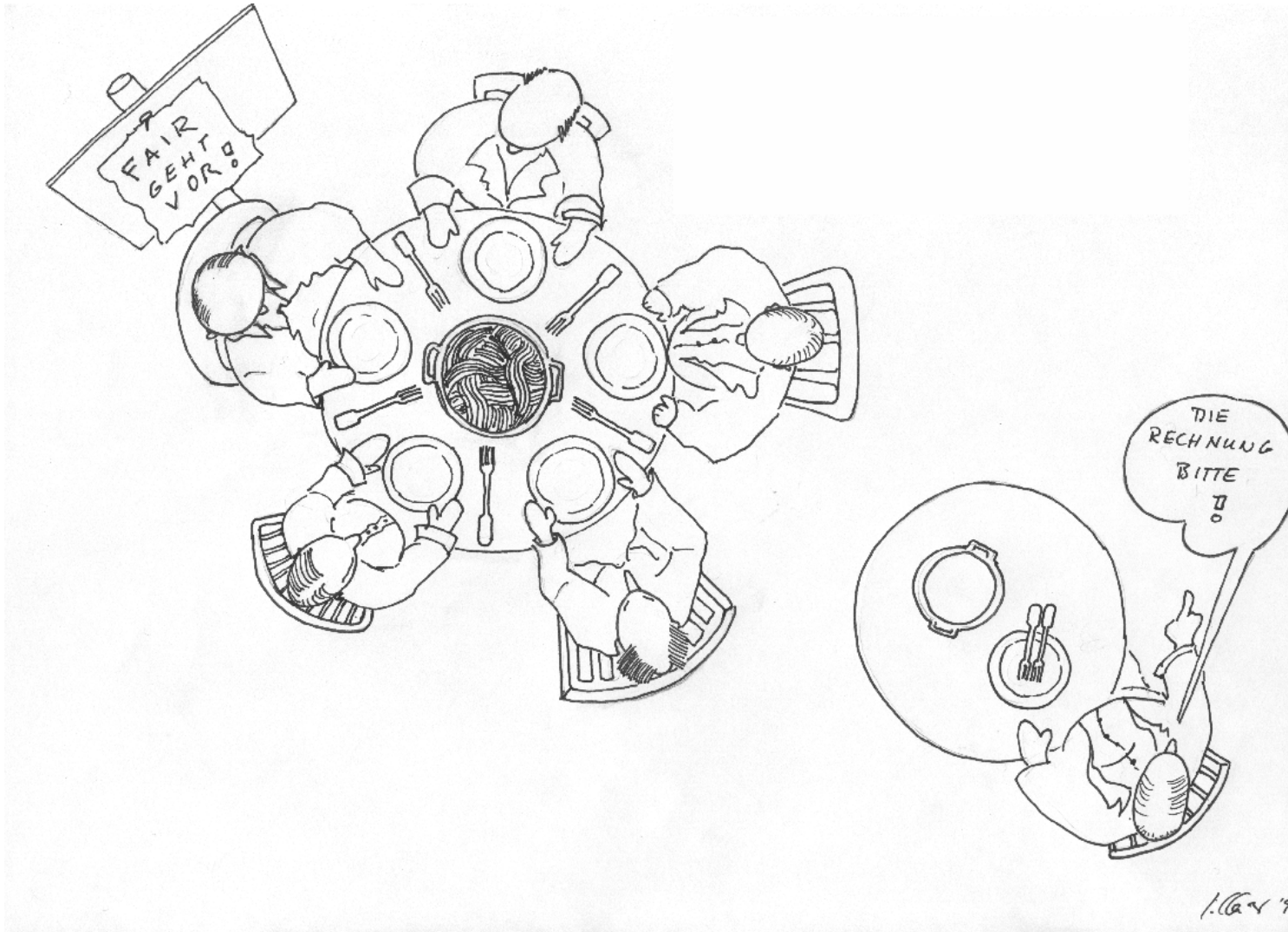
Ein Schreiber - mehrere Leser

- **Schreiber Priorität**
- **Leser Priorität**

Sonderform des Erzeuger - Verbraucher Problems???



Klassisches Problem der Interprozesskommunikation: Die speisenden Philosophen



Probleme:

Verklemmung (Deadlock)
Verhungern (Starvation)



Bedingungen für Deadlocks:

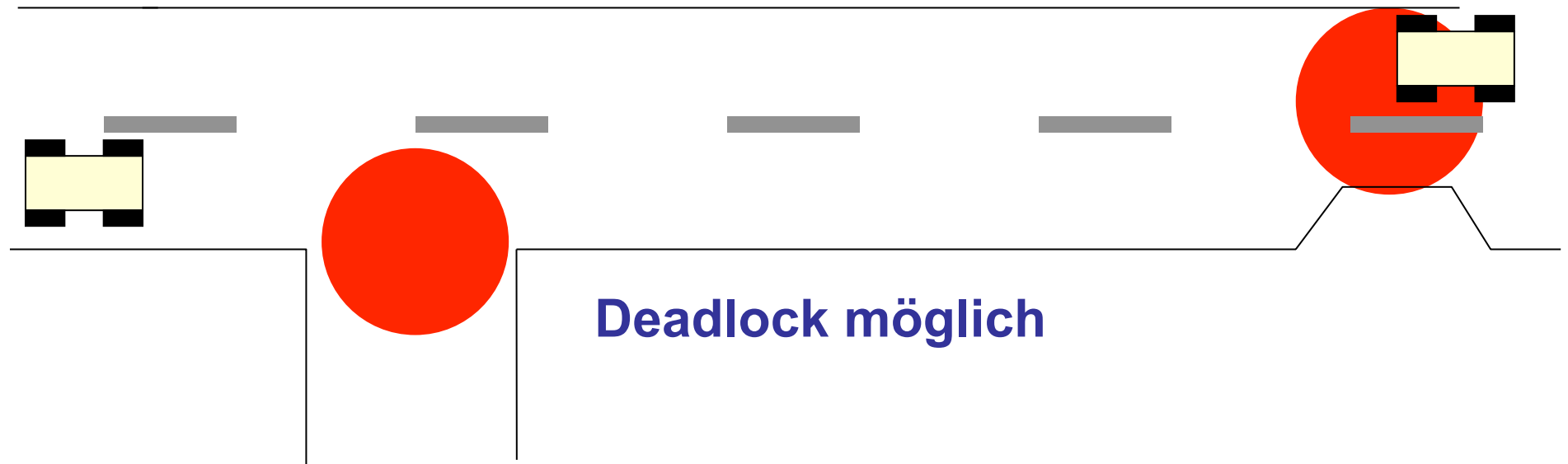
Entwurfsentscheidungen
lokale Funktion

- 1 Wechselseitiger Ausschluss**
- 2 Behalten und Warten (Hold & Wait)**
- 3 Kein Entzug von Ressourcen**
- 4 Zyklisches Warten**

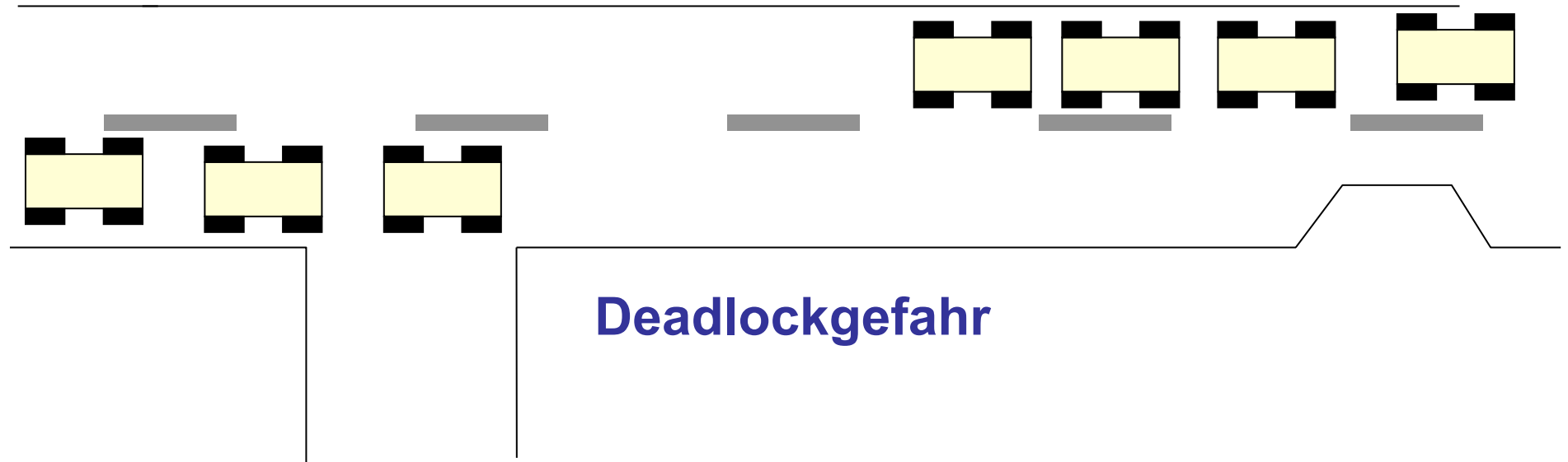
dynamisch entstehende Situation



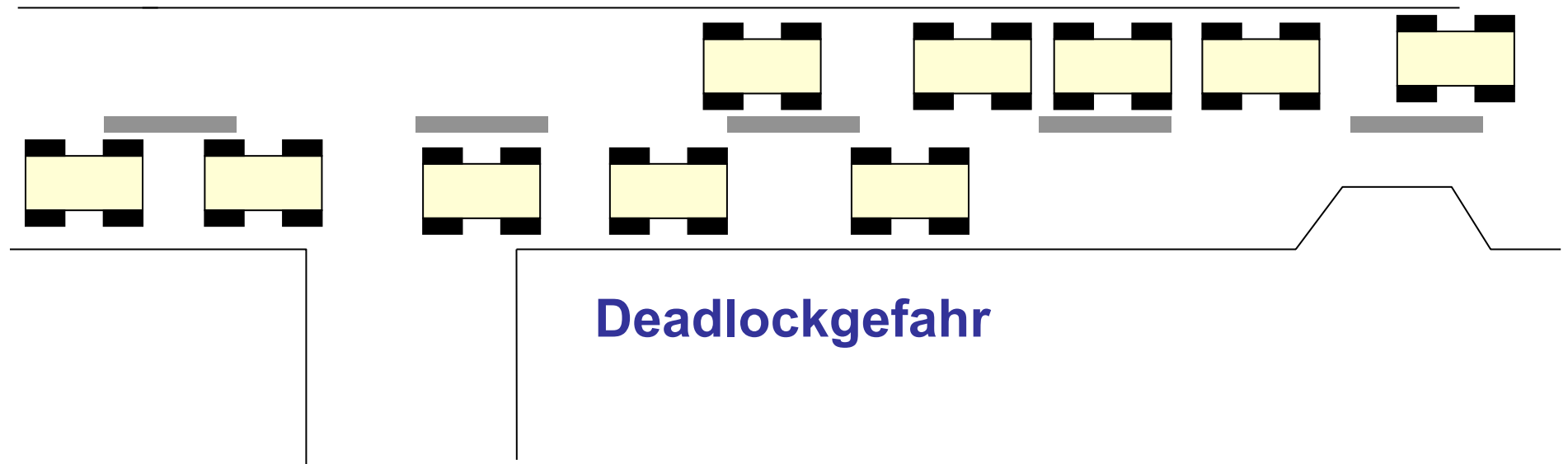
Typische Deadlock Situation im Strassenverkehr



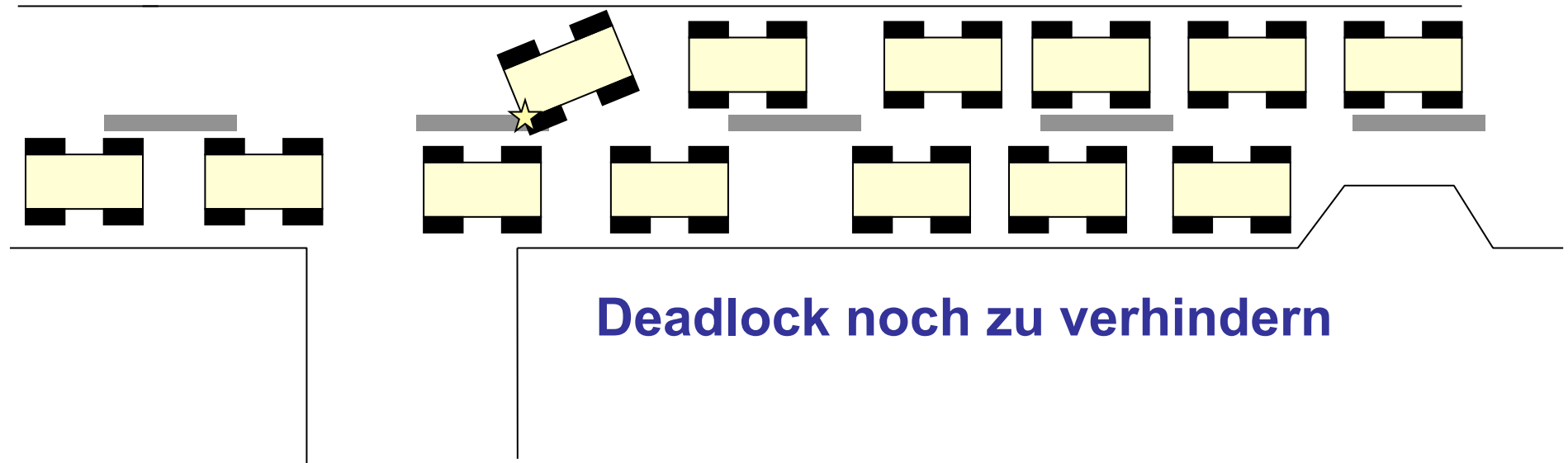
Typische Deadlock Situation im Strassenverkehr



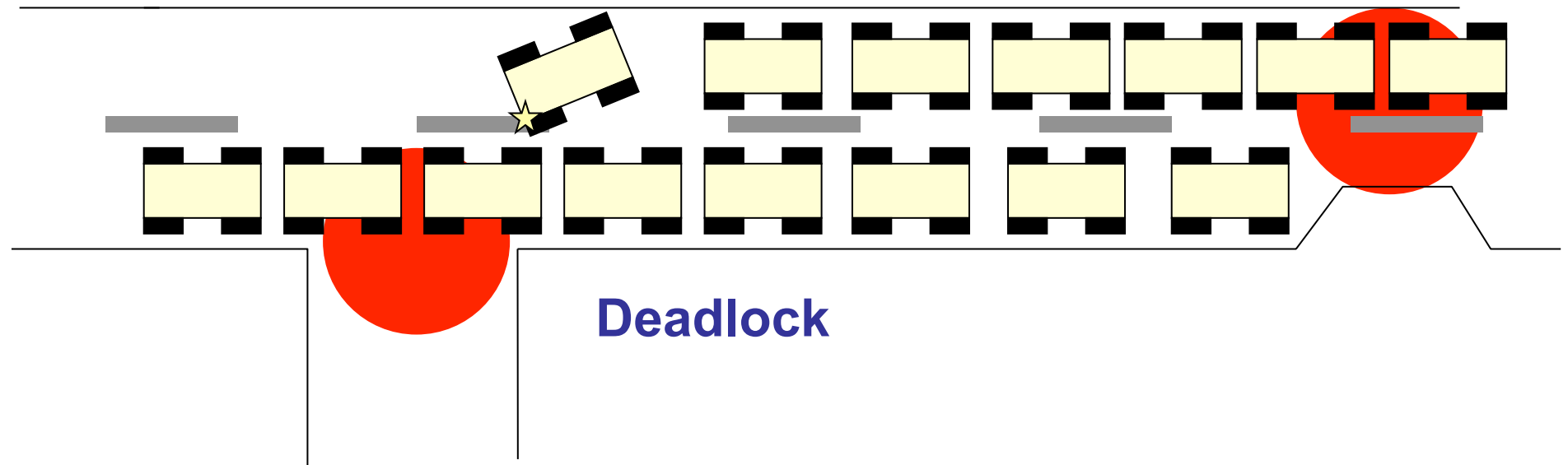
Typische Deadlock Situation im Strassenverkehr



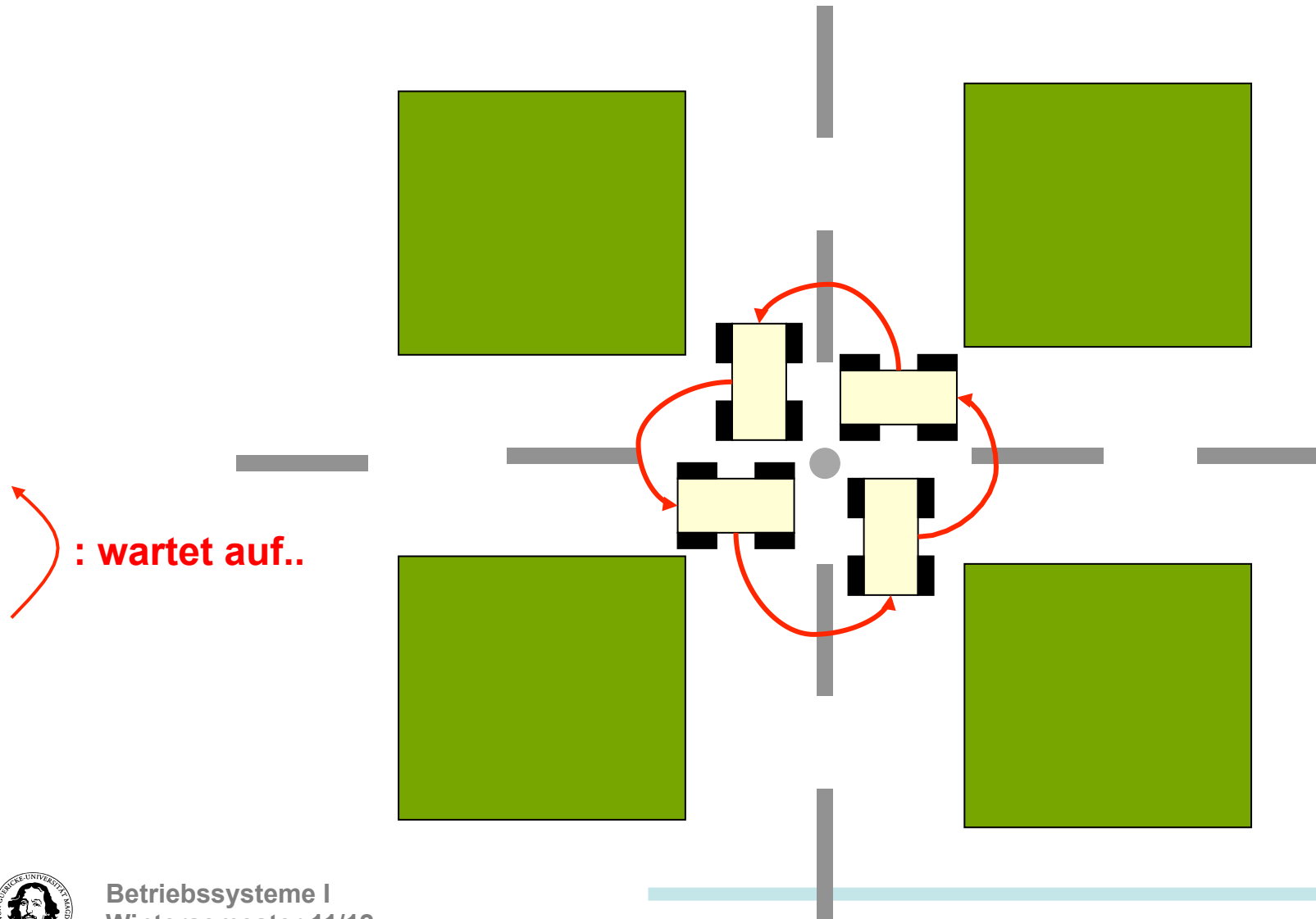
Typische Deadlock Situation im Strassenverkehr



Typische Deadlock Situation im Strassenverkehr



Typische Deadlock Situation im Strassenverkehr

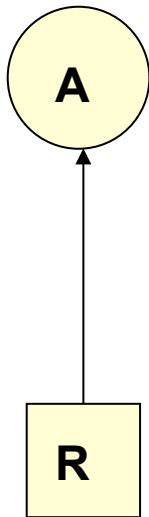


Strategien zur Behandlung von Deadlocks

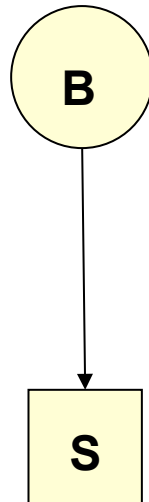
- 1. Ignorieren**
- 2. Erkennen und Behandeln.**
- 3. Dynamisch vermeiden durch vorsichtige Belegung von Ressourcen.**
- 4. Verhindern indem man erreicht, dass eine der 4 Bedingungen nicht eintreten kann.**



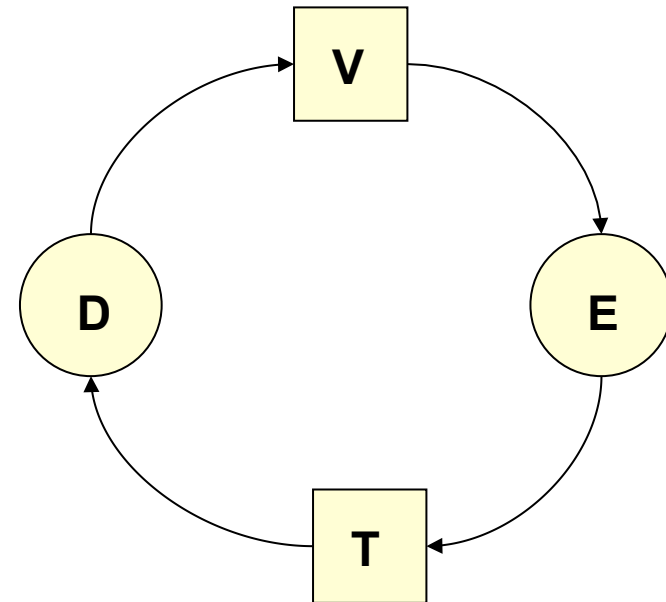
Belegungsgraphen zur Beschreibung von Betriebsmittelanforderungen



A belegt R



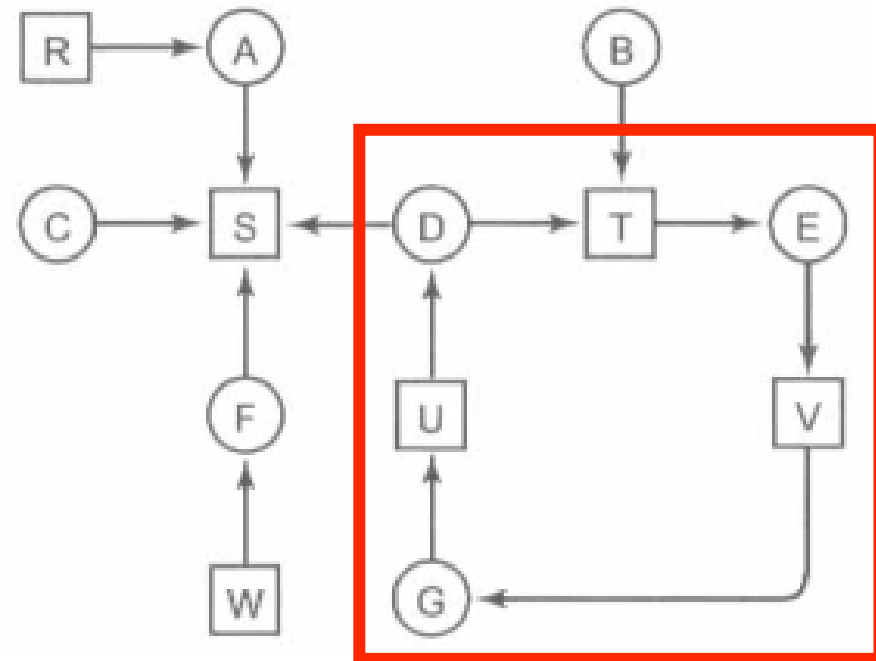
B wartet auf S



**zyklische Wartesituation
Deadlock**

Deadlocks erkennen

1. A belegt R und verlangt S.
2. B belegt nichts, verlangt aber T.
3. C belegt nichts, verlangt aber S.
4. D belegt U und verlangt S und T.
5. E belegt T und verlangt V.
6. F belegt W und verlangt S.
7. G belegt V und verlangt U.



Zyklus



Deadlocks erkennen

Algorithmus:

1. Für alle Knoten K im Graphen führe die folgenden Schritte aus. Benutze K als Startknoten
2. Lösche alle Kantenmarkierungen und L. (L: Liste von Knoten)
3. Hänge den aktuellen Knoten an das Ende von L und überprüfe, ob er in L zweimal vorkommt. Wenn ja, enthält L den gesuchten Zyklus und der Algorithmus terminiert.
4. Überprüfe, ob vom aktuellen Knoten unmarkierte Kanten **wegführen**. Wenn ja, gehe zu Schritt 5, sonst gehe zu Schritt 6.
5. Wähle zufällig eine wegführende Kante und markiere sie. Folge der Kante zum neuen aktuellen Knoten und gehe zu Schritt 3.
6. Wir sind in einer Sackgasse. Wenn der aktuelle Knoten der Startknoten ist, enthält der Graph keine Zyklen und der Algorithmus terminiert. Ansonsten lösche den aktuellen Knoten aus L, gehe zurück zum vorherigen Knoten, d.h. zu dem, der zuletzt der aktuelle Knoten war, mache ihn wieder zum aktuellen Knoten und gehe zu Schritt 3.



Deadlocks erkennen

Annahmen bisher: Eine Ressource / Ressourcentyp, d.h. nur jeweils 1 Prozess kann eine Ressource belegen.

**Neue Annahmen: n Prozesse P_1, \dots, P_n
m Ressourcenklassen**

Datenstrukturen:

$E_i, 1 \leq i \leq m$: Ressourcenvektor E (Existing resources vector)

$A_i, 1 \leq i \leq m$: Verfügbarkeitsvektor A (Available resources vector)

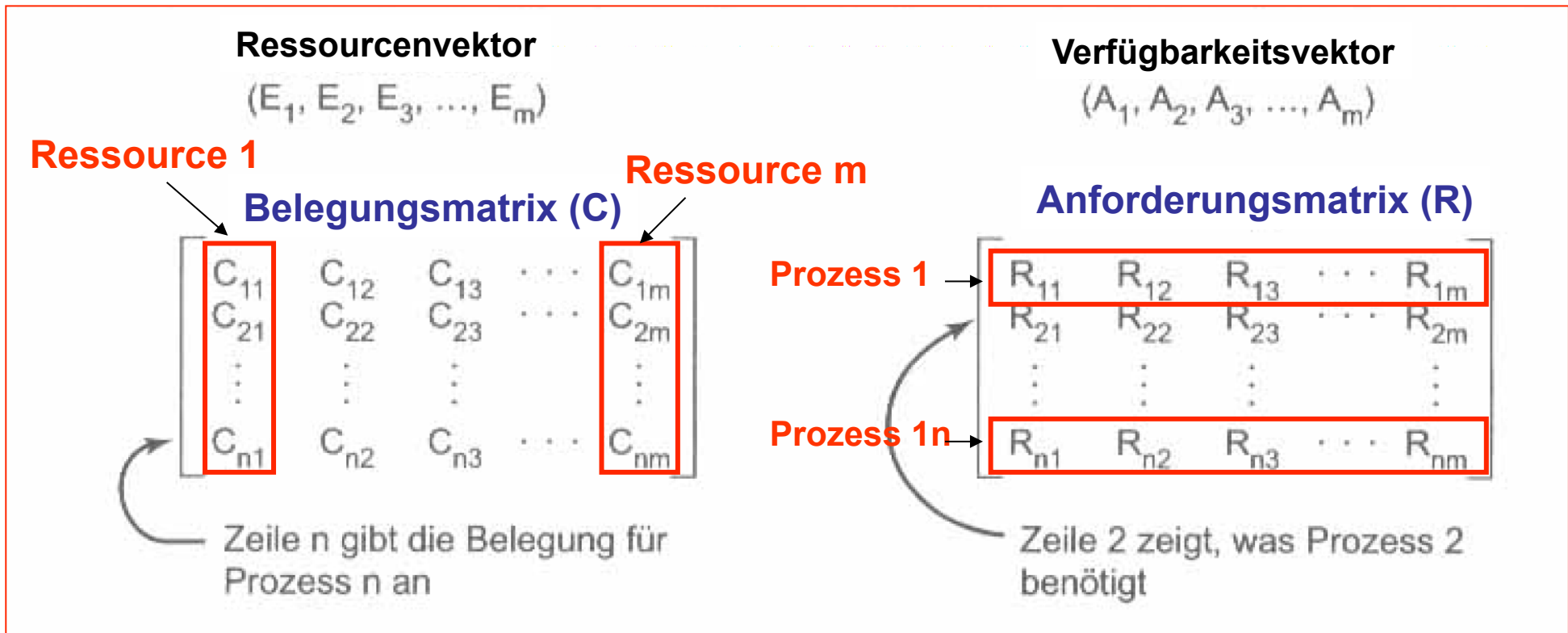
C : Belegungsmatrix (Allocation Matrix)

R: Anforderungsmatrix (Request Matrix)



Deadlocks erkennen

Datenstrukturen:



Invariante für die Ressourcenverteilung:

$$\left[\sum_{i=1}^n C_{ij} \right] + A_j = E_j$$

A. Tanenbaum: Moderne BS, S.189



Deadlocks erkennen

Belegungsmatrix				Anforderungsmatrix				Ressourcenvektor (E)		
	R1	R2	R3		R1	R2	R3			
P1	1	4	0	P1	2	1	1	4	6	2
P2	2	2	2	P2	0	2	0	1	0	0
								Zuteilungsvektor		
								3	6	2

$$\left[\sum_{i=1}^n C_{ij} \right] + A_j = E_j$$

i: Prozess

j: Ressource

$$\sum C_{i,1} + A_1 = 3 + 1 = E_1 = 4$$

$$\sum C_{i,2} + A_2 = 6 + 0 = E_2 = 6$$

$$\sum C_{i,3} + A_3 = 2 + 0 = E_3 = 2$$



Deadlock-Erkennungsalgorithmus

Sei die Relation \leq auf der Menge der Vektoren definiert als:
 $A \leq B$ genau dann wenn $A_i \leq B_i$ für alle i mit $1 \leq i \leq n$

Der Deadlock-Erkennungsalgorithmus läuft folgendermaßen ab:

1. Suche einen unmarkierten Prozess P_i , für den die i -te Zeile von R kleiner oder gleich A ist.
2. Wenn ein solcher Prozess existiert, addiere die i -te Zeile von C zu A , markiere den Prozess und gehe zu Schritt 1.
3. Andernfalls beende den Algorithmus.

Wenn der Algorithmus beendet ist, sind alle nicht markierten Prozesse an einem Deadlock beteiligt.



Erkennen von Deadlocks

Belegungsmatrix (C)

	R1	R2	R3
P1	1	0	0
P2	6	1	2
P3	2	1	1
P4	0	0	2

Anforderungsmatrix (R)

	R1	R2	R3
P1	2	2	2
P2	1	0	1
P3	1	0	3
P4	4	2	0

Ressourcenvektor (E)

9	3	6
---	---	---

Verfügbarkeitsvektor (A)

0	1	1
---	---	---

Deadlock !!



Deadlocks behandeln

Was tun, wenn ein Deadlock erkannt wurde?

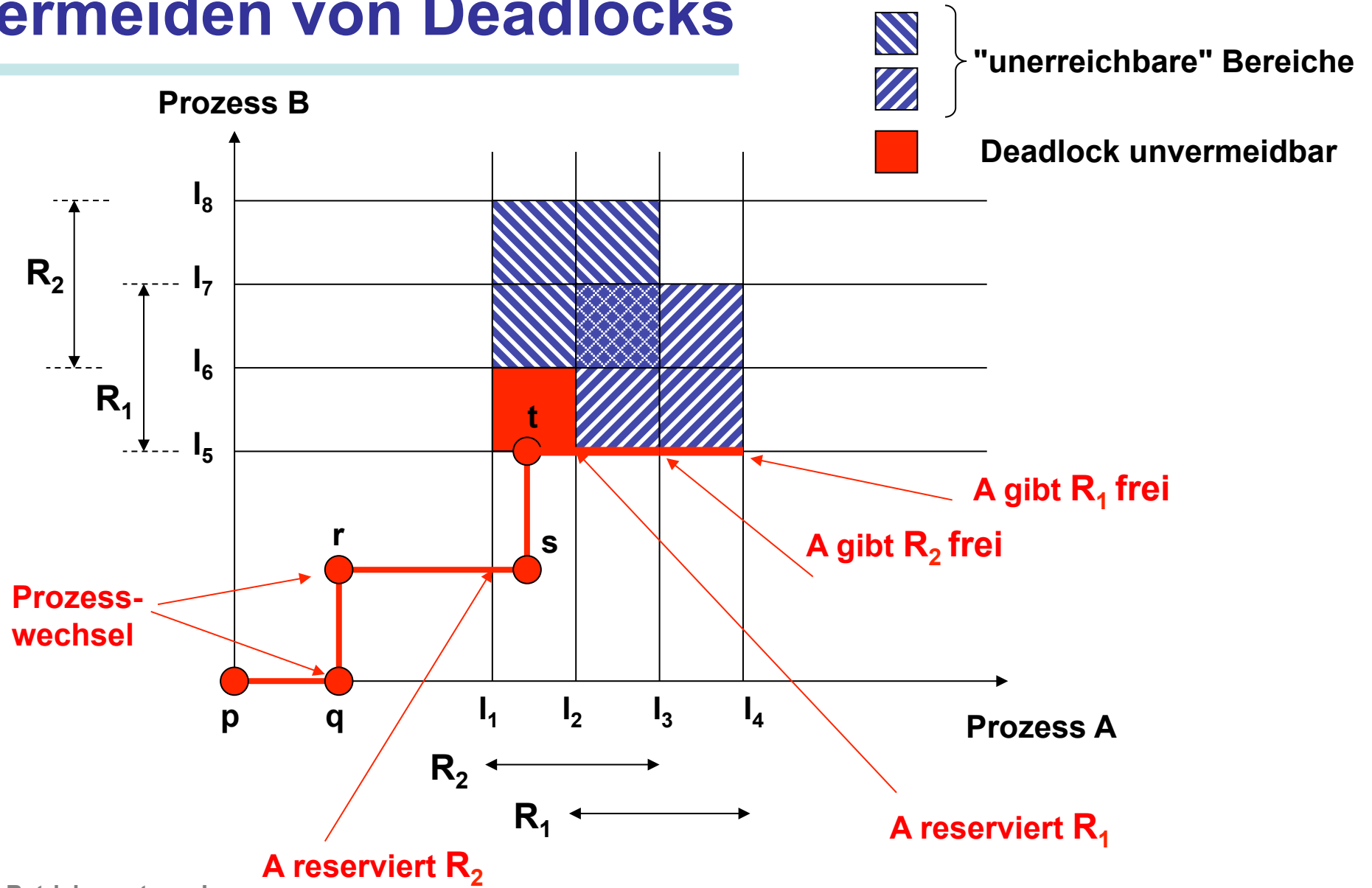
Unterbrechung eines Prozesses und zeitweiser Entzug von Ressourcen.

Zurücksetzen und Wiederholen (Rollback)

Abbruch eines oder mehrerer Prozesse

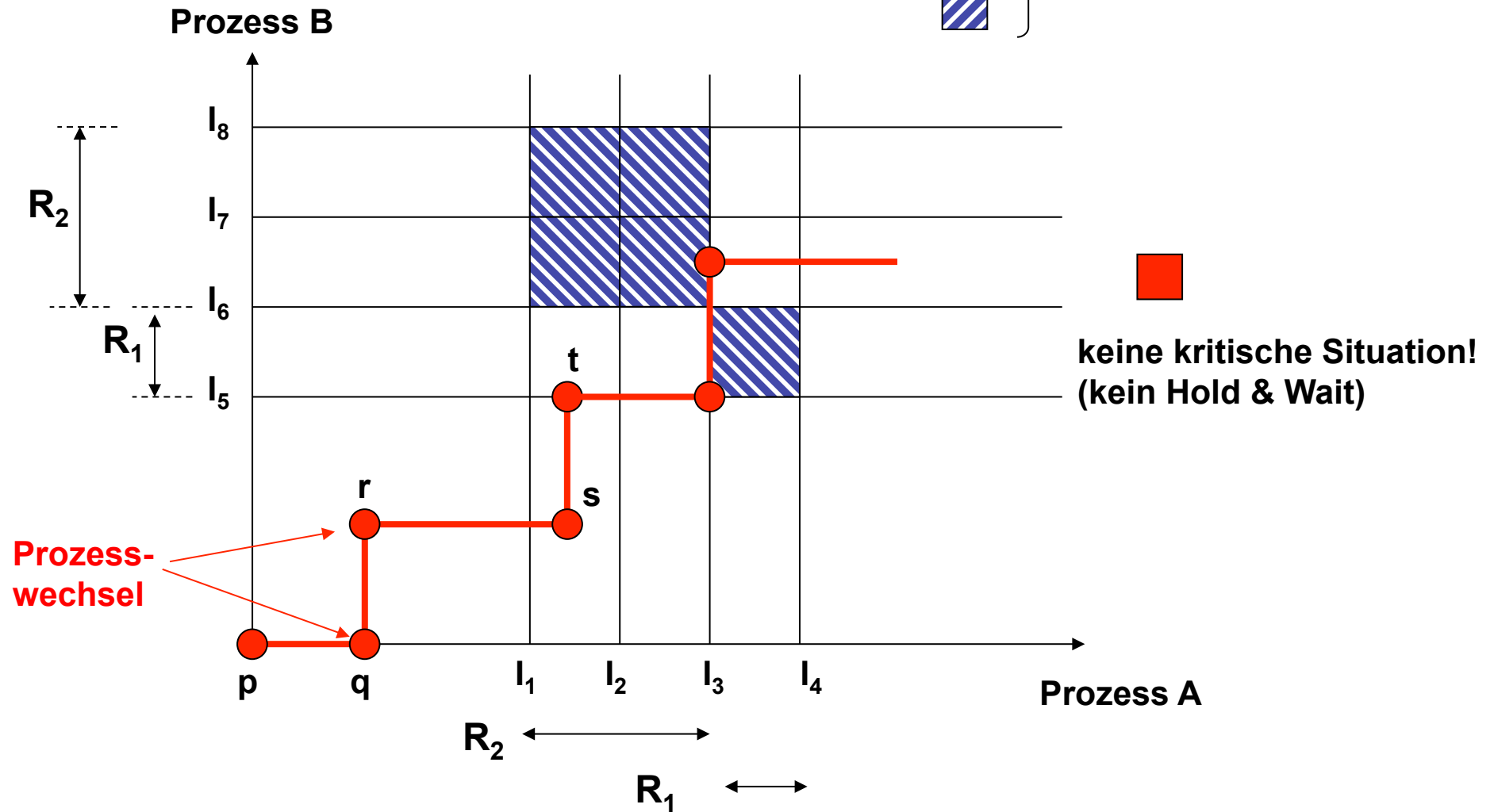


Vermeiden von Deadlocks



Vermeiden von Deadlocks

 } "unerreichbare" Bereiche
 }



Vermeiden von Deadlocks

Erkennung **sicherer** und **unsicherer** Zustände

Def.: Ein **sicherer Zustand** ist ein Zustand, von dem aus mindestens eine Ausführungsreihenfolge existiert, die nicht zu einem Deadlock führt, d.h. alle Prozesse können bis zum Abschluss ablaufen.

Belegungsmatrix

	R1	R2	R3
P1	1	0	0
P2	6	1	2
P3	2	1	1
P4	0	0	2

Anforderungsmatrix

	R1	R2	R3
P1	2	2	2
P2	0	0	1
P3	1	0	3
P4	4	2	0

Ressourcenvektor

R1	R2	R3
9	3	6

Verfügbarkeitsvektor

R1	R2	R3
0	1	1

Welcher Prozess kann bei der gegebenen Situation bis zur Terminierung laufen ?



Sicherer Zustand

Belegungsmatrix

	R1	R2	R3
P1	1	0	0
P2	5	1	1
P3	2	1	1
P4	0	0	2

Anforderungsmatrix

	R1	R2	R3
P1	2	2	2
P2	1	0	2
P3	1	0	2
P4	4	2	0

Ressourcenvektor

R1	R2	R3
9	3	6

Verfügbarkeitsvektor

R1	R2	R3
1	1	2

Unsicherer Zustand

Belegungsmatrix

	R1	R2	R3
P1	2	0	0
P2	5	1	1
P3	2	1	1
P4	0	0	2

Anforderungsmatrix

	R1	R2	R3
P1	1	2	1
P2	1	0	2
P3	1	0	2
P4	4	2	0

Verfügbarkeitsvektor

R1	R2	R3
0	1	2

Der Bankier-Algorithmus zur Vermeidung von Deadlocks

Ausgangspunkt ist ein sicherer Zustand der Ressourcenbelegung.

Bei jeder Anforderung wird geprüft, ob dadurch ein Übergang in einen sicheren oder unsicheren Zustand erfolgt.

Bei Übergang in den unsicheren Zustand wird die Ressourcenanforderung verweigert.

Bankier-Algorithmus (Dijkstra 1965):

- 1. Suche eine Zeile in R, die kleiner oder gleich A ist. Wenn es keine solche Zeile gibt, kann kein Prozess beendet werden --> unweigerlich Deadlock.**
- 2. Prozess kann alle notwendigen Ressourcen reservieren und terminieren. Markiere den Prozess als beendet und addiere Ressourcen zu A.**
- 3. Wiederholung von 1 und 2 bis alle Prozesse markiert sind oder Deadlocksituation erkannt wird.**



Deadlock Verhinderung

Problem	Versuch der Problemlösung
Wechselseitiger Ausschluss	Keine generelle Lösung!
Hold & Wait	Ressourcen alle auf einmal anfordern
Ununterbrechbarkeit	Ressourcen wegnehmen
Zyklisches Warten	Ressourcen nummerieren



Diskussion

Andrew Tanenbaum in: Moderne Betriebssysteme, S 202, 203.

"Wenn in den frühen Jahren der Betriebssysteme ein Gebiet gnadenlos untersucht wurde, dann waren es Deadlocks. Der Grund dafür ist, dass Deadlocks ein hübsches kleines Problem aus der Graphentheorie sind, in das sich ein mathematisch orientierter Doktorand bequem drei bis vier Jahre lang verbeißen kann. Alle möglichen Algorithmen wurden ausgeklügelt, einer exotischer und unpraktischer als der andere. Inzwischen ist die Deadlock-Forschung weitgehend beendet, nur hin und wieder erscheint noch ein Artikel (..). Die wenigsten Systeme versuchen, Deadlocks zu erkennen oder zu verhindern, und wenn sie es tun, benutzen sie eine der Methoden aus diesem Kapitel.

Verteilte Deadlocks sind allerdings immer noch ein aktuelles Thema, das hier jedoch nicht behandelt wird, weil es erstens nicht zum Thema dieses Buches gehört und zweitens nicht einmal im entferntesten praktisch anwendbar ist. Verteilte Deadlocks sind hauptsächlich eine Arbeitsbeschaffungsmaßnahme für arbeitslose Graphentheoretiker."



Zusammenfassung: Nebenläufigkeit und Synchronisation

- ✦ **Interprozesskommunikation (IPC) erfordert Datentransfer und Synchronisation.**
- ✦ **Wechselseitiger Ausschluss und kritischer Abschnitt.**
- ✦ **Dekker's und Peterson's Algorithmen als Softwarelösungen und Unterstützung durch unteilbare (Maschinen-) Operationen.**
- ✦ **Das Semaphorkonzept von Dijkstra als leistungsfähiger Synchronisationsmechanismus.**
- ✦ **Monitorkonzept von Hoare bettet Synchronisation in eine Sprache ein (Prozedurorientiert).**
- ✦ **Erzeuger-Verbraucher, Leser-Schreiber, Schlafende Frisöre und speisende Philosophen.**
- ✦ **Nebenläufigkeitsprobleme Deadlock (Verklemmung) und Starvation (Verhungern).**
- ✦ **Auslöser: Wechselseitiger Ausschluss, Besitzen und Warten, kein Ressourcenentzug, zyklisches Warten.**
- ✦ **Erkennung, Vermeidung und Verhinderung von Deadlocks. Bankiersalgorithmus und sichere Zustände.**

