Übungen zu Systemprogrammierung 2 (SP2)

Ü 7 – Ringpuffer

Christian Eichler, Jürgen Kleinöder

Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen-Nürnberg

WS 2017 – 15. bis 19. Januar 2018

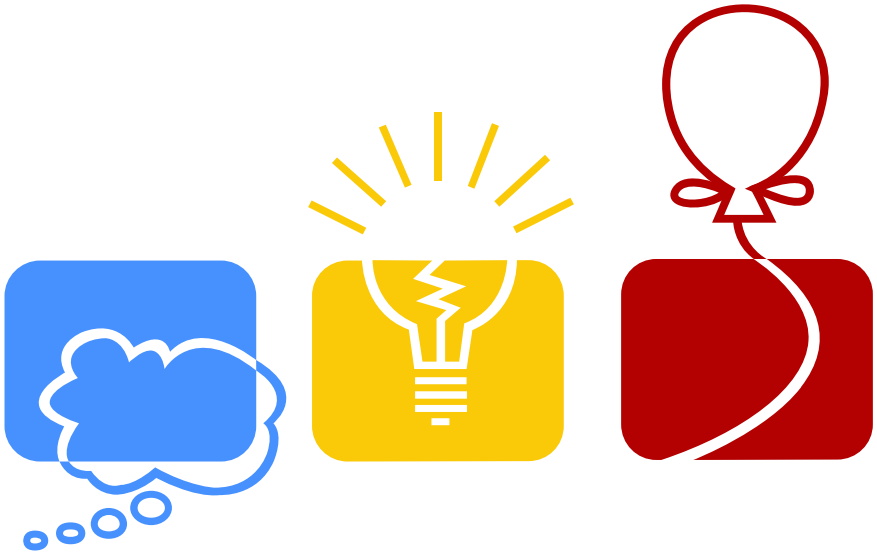
http://www4.cs.fau.de/Lehre/WS17/V_SP2

Agenda

7.1 Werbeblock: ICPC
7.2 Synchronisation des Ringpuffers
7.3 ABA-Problem bei der Verwendung von CAS
7.4 Vorteile nicht-blockierender Synchronisation

ICPC Wintercontest an der FAU

ICPC – Programmierwettbewerb, auch an der FAU



Think – Create – Solve

ICPC Wintercontest an der FAU

ICPC – Was ist das?

- International Collegiate Programming Contest – veranstaltet von der ACM
- dabei sollen Teams aus drei Studenten innerhalb von fünf Stunden neun bis elf knifflige und originelle Programmieraufgaben lösen
- Problem: nur ein Computer steht zur Verfügung, aber kein Internet ☹
- dreistufiger Wettbewerb mit *Local Contest* in Erlangen, *Regional Contest* (irgendwo in Nordwesteuropa) und *World Finals* (irgendwo in der Welt)

Local Contest
(Erlangen)

Regional Contest
(Delft)

World Finals
(Orlando)

ICPC Wintercontest an der FAU

ICPC an der FAU

- am Samstag, 27. Januar 2018 findet wieder ein FAU Local Contest statt
- von 11 bis 16 Uhr im Informatikhochhaus
- teilnehmen darf jede/r Student/in der FAU, Fachrichtung egal!
- es wird jeweils zu dritt programmiert (Einzelanmeldung möglich)

- es wird außerdem eine Practice Session für alle Neulinge stattfinden, bei der (einfache) typische Probleme gezeigt und erklärt werden
  - Ort und Zeit werden noch bekannt gegeben
  - mehr Infos/Anmeldung: `https://icpc.cs.fau.de`

Wichtig: Anmeldung

Zur Teilnahme am Wettbewerb ist eine Anmeldung unter `https://icpc.cs.fau.de` unbedingt erforderlich. Deadline: 22.01.2018.

ICPC Wintercontest an der FAU

Was bringt mir das Ganze?

- Spaß und Pizzabrötchen ☺
- Programmiererfahrung und Vertiefung gelernter Algorithmen
- jeder Teilnehmer erhält eine Urkunde
- beim Local Contest im Sommer werden die Teams bestimmt, die zum NWERC fahren dürfen, um unsere Uni zu vertreten
- die ganz Guten dürfen zu den World Finals (z.B. 2017 Rapid City (South Dakota/USA)) fahren, um unsere Uni zu vertreten

ICPC Wintercontest an der FAU

FAU-Teams können mithalten!

- FAU eine der erfolgreichsten deutschen Unis der letzten Jahre
  - 2010-2012 deutschlandweiten *Subregional* gewonnen (2013+2014: 3. Platz)
  - beim Regional Contest 2007-2014 insgesamt 9 Medaillen gewonnen (davon 6 Gold)
  - FAU durch 2. Platz beim NWERC 2014 als einziges deutsches Team zu den World Finals 2015 qualifiziert.
- 2003 (Beverly Hills), 2010 (Harbin), 2011 (Orlando), 2015 (Marrakesh) war ein Team der FAU zu den World Finals qualifiziert
- bisher größter Erfolg bei den World Finals:
  2011: Team deFAUlt, 7. Platz von 105 Teams
  (bzw. ca. 10 000 Teams in den Vorausscheiden)

ICPC Wintercontest an der FAU

Wo kann ich trainieren?

- Training an der FAU:
  - FAU Online Judge: `https://icpc.cs.fau.de/oj`
  - einmaliges Freischalten mittels EST-Account notwendig
  - mit Problemen z.B. vom Winter 2012
  - Hilfestellung über das Online-Judge-Frontend bzw. IRC-Channel `#hallowelt` im IRCnet (z.B. `irc.uni-erlangen.de`)

- Online-Plattformen zum Trainieren von Programmieraufgaben:
  - Codeforces: `http://codeforces.com`
  - SPOJ: `http://spoj.pl`
  - UVa: `http://uva.onlinejudge.org`

Beispielproblem: „All in All“

You have devised a new encryption technique which encodes a message by inserting between its characters randomly generated strings in a clever way. To validate your method, however, it is necessary to write a program that checks if the message is really encoded in the final string.

Input Specification:
The input contains several test cases. Each is specified by two strings *s*, *t* of alphanumeric ASCII characters.

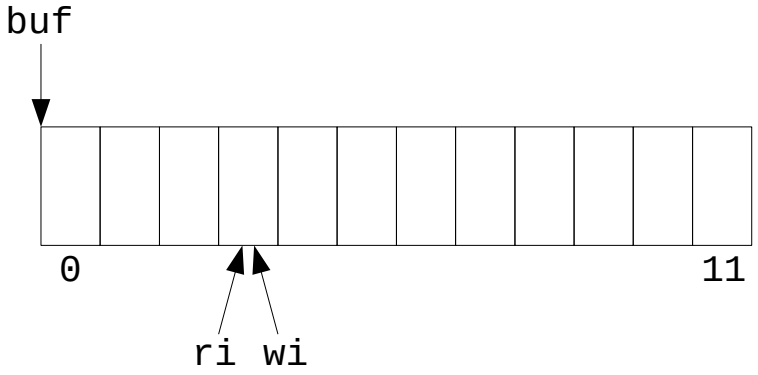
Output Specification:
For each test case output, if *s* is a subsequence of *t*, i.e. if you can remove characters from *t* such that the concatenation of the remaining characters is *s*.

Sample Input:	**Sample Output**:
`sequence subsequence`	`Yes`
`person compression`	`No`
`VERDI vivaVittorioEmanueleReDiItalia`	`Yes`
`caseDoesMatter CaseDoesMatter`	`No`

Agenda

Unter-/Überlaufsituationen

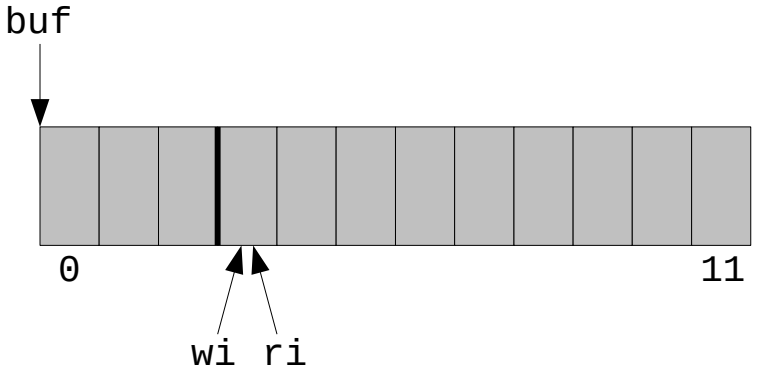
Leerer Ringpuffer:



Weiteres Lesen würde noch nicht gefüllten Slot liefern

→ Unterlauf!

Voller Ringpuffer:



Weiteres Schreiben würde vollen Slot überschreiben

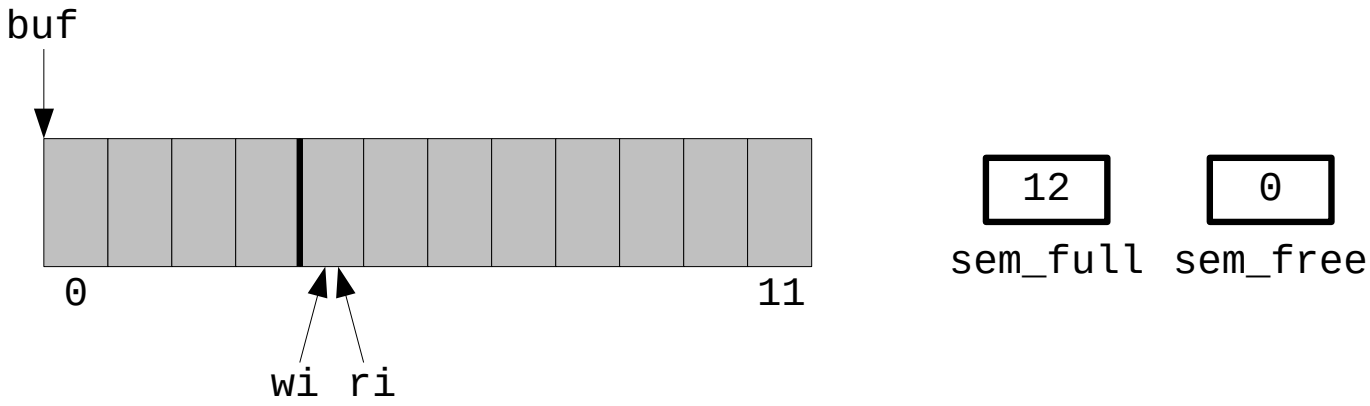
→ Überlauf!

☞ Synchronisation mit Hilfe zweier Semaphore

Wettlauf der Leser

- Auslesen des Slots und Inkrementieren des Leseindex `ri` geschieht nicht atomar
  - Mehrere Threads könnten nebenläufig den selben Slot auslesen
- Es existiert keine Abhängigkeit der Leser untereinander
  $\rightarrow$ Nicht-blockierende Synchronisation möglich
- Synchronisation mittels *Compare and Swap* (CAS)

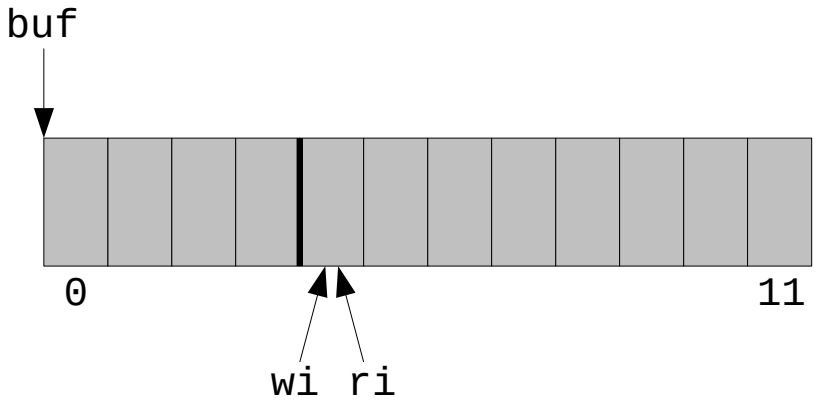
Wettlauf der Leser

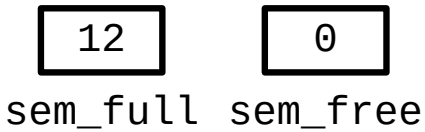


- Erhöhen des Leseindex mittels CAS – vollständig korrekt?

```
int get(void) {
  int fd, pos, npos;
  P(sem_full);
  do { // Wiederhole...
    pos = ri;                  // Lokale Kopie des Werts ziehen
    npos = (pos + 1) % 12; // Folgewert lokal berechnen
  } while(!cas(&ri, pos, npos)); // ... bis CAS erfolgreich
  fd = buf[pos];
  V(sem_free);
}
```

Wettlauf der Leser





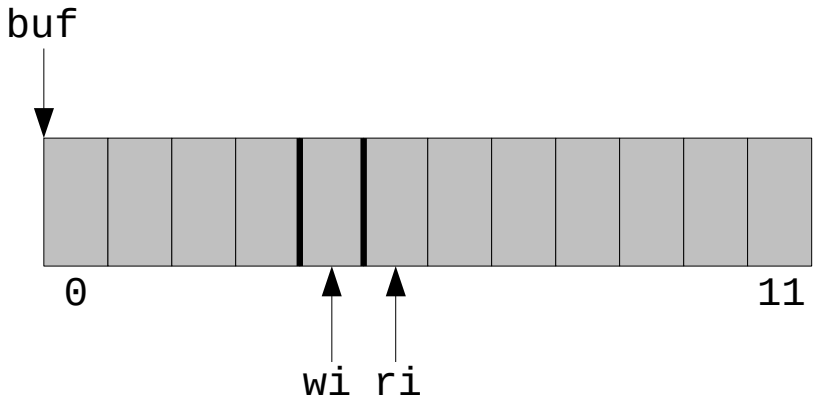
- Überlaufsituation: Schreiber blockiert, weil keine Slots frei

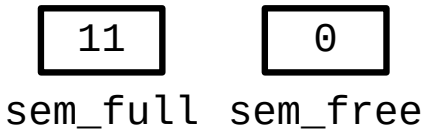
```
int get(void) {
  int fd, pos, npos;
  P(sem_full);
  do {
    pos = ri;
    npos = (pos + 1) % 12;
  } while(!cas(&ri, pos, npos));
  fd = buf[pos];
  V(sem_free);
  return fd;
}
```

W

```
void add(int val) {
  P(sem_free);
  buf[wi] = val;
  wi = (wi + 1) % 12;
  V(sem_full);
}
```

Wettlauf der Leser





- R1 sichert sich Leseindex 4, wird nach erfolgreichem CAS verdrängt

```
int get(void) {
  int fd, pos, npos;
  P(sem_full);
  do {
    pos = ri;
    npos = (pos + 1) % 12;
  } while(!cas(&ri, pos, npos));
  fd = buf[pos];
  V(sem_free);
  return fd;
}
```

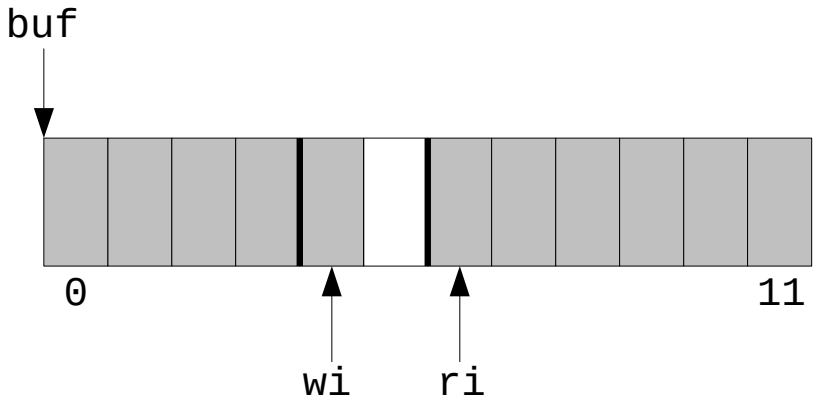
R1

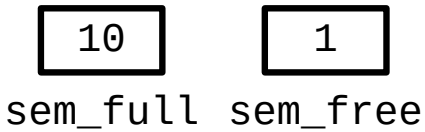
pos: 4

```
void add(int val) {
  P(sem_free);
  buf[wi] = val;
  wi = (wi + 1) % 12;
  V(sem_full);
}
```

W

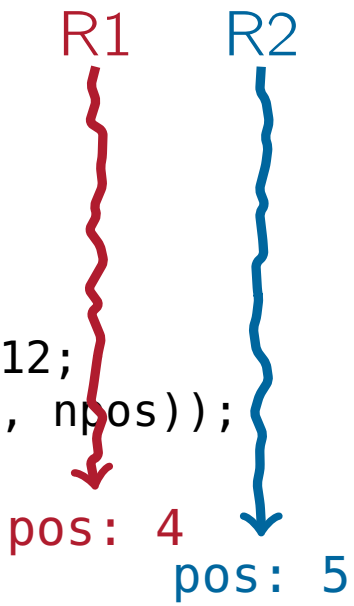
Wettlauf der Leser





- R2 durchläuft `get()` komplett, entnimmt Datum in Slot 5

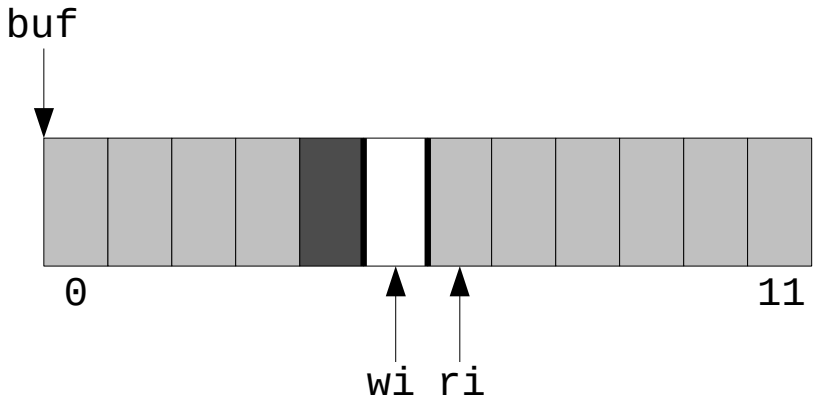
```
int get(void) {
  int fd, pos, npos;
  P(sem_full);
  do {
    pos = ri;
    npos = (pos + 1) % 12;
  } while(!cas(&ri, pos, npos));
  fd = buf[pos];
  V(sem_free);
  return fd;
}
```

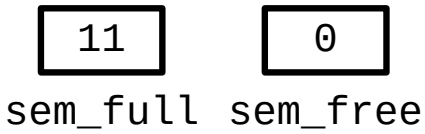



```
void add(int val) {
  P(sem_free);
  buf[wi] = val;
  wi = (wi + 1) % 12;
  V(sem_full);
}
```

W

Wettlauf der Leser





- W wird deblockiert, komplettiert `add()` und überschreibt Slot 4

```
int get(void) {
  int fd, pos, npos;
  P(sem_full);
  do {
    pos = ri;
    npos = (pos + 1) % 12;
  } while(!cas(&ri, pos, npos));
  fd = buf[pos];
  V(sem_free);
  return fd;
}
```

R1 R2

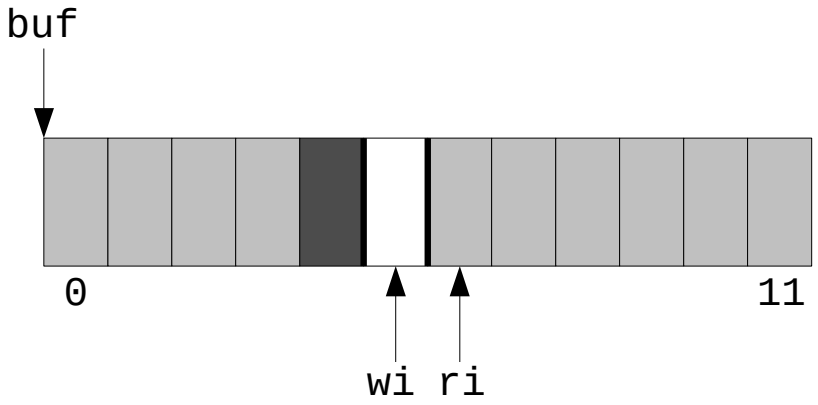
pos: 4

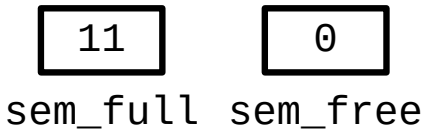
pos: 5

```
void add(int val) {
  P(sem_free);
  buf[wi] = val;
  wi = (wi + 1) % 12;
  V(sem_full);
}
```

W

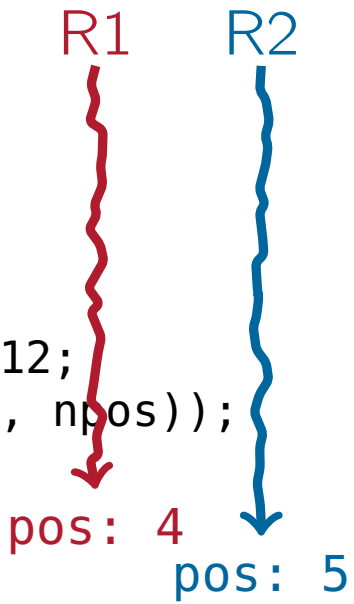
Wettlauf der Leser





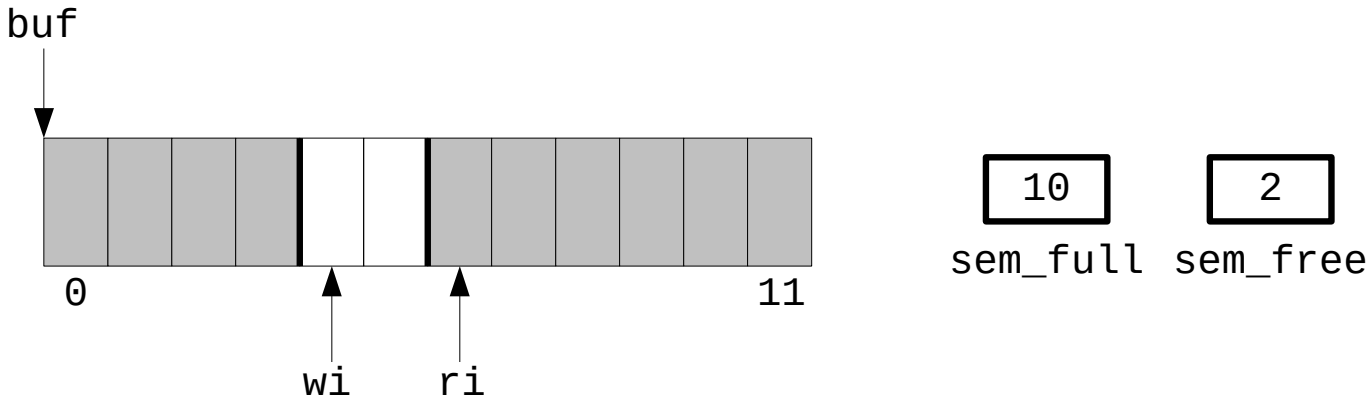
- Ursache: FIFO-Entnahmeeigenschaft des Puffers nicht sichergestellt

```
int get(void) {
  int fd, pos, npos;
  P(sem_full);
  do {
    pos = ri;
    npos = (pos + 1) % 12;
  } while(!cas(&ri, pos, npos));
  fd = buf[pos];
  V(sem_free);
  return fd;
}
```




```
void add(int val) {
  P(sem_free);
  buf[wi] = val;
  wi = (wi + 1) % 12;
  V(sem_full);
}
```

Wettlauf der Leser



- Lösung: Entnahme des Datums **innerhalb** der CAS-Schleife

```
int get(void) {
  int fd, pos, npos;
  P(sem_full);
  do {
    pos = ri;
    npos = (pos + 1) % 12;
    fd = buf[pos]; // Datum bereits vorsorglich entnehmen
  } while(!cas(&ri, pos, npos));
  V(sem_free);
  return fd;
}
```

Brauchen wir das `volatile`-Schlüsselwort?

Schreibindex

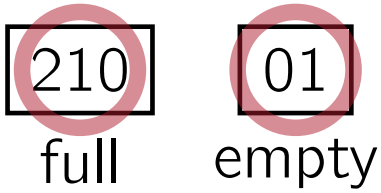
- Szenario: nur ein Produzenten-Thread
  - Kein nebenläufiger Zugriff auf den Schreibindex
  - `volatile` nicht erforderlich

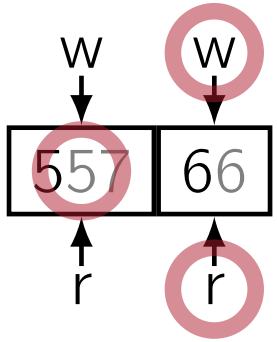
Leseindex

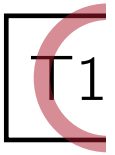
- Szenario: mehrere Konsumenten-Threads möglich
  - Nebenläufiger Zugriff auf den Leseindex möglich
  - GCC-Doku: *[`__sync_bool_compare_and_swap()` is] considered a full barrier. That is, no memory operand will be moved across the operation, either forward or backward. Further, instructions will be issued as necessary to prevent the processor from speculating loads across the operation and from queuing stores after the operation.*
  - `volatile` also nicht falsch, aber nicht zwangsläufig erforderlich

Agenda

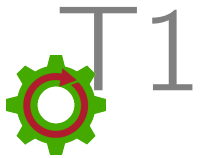
ABA-Problem bei der Verwendung von CAS



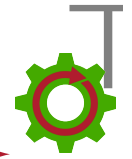




Akt
Thr




```
bbGet();        bbGet() {
                  ...
                  int retVal = 0;
                  P(full);
                  do {
                    ...
                    retVal = 5;
                  } while(!cas(&r, 0, 1));
                  ...
                  V(empty);
                }
```



```
/*5 */ bbGe
      bbPu
/*6 */ bbGe
```

ABA-Problem bei der Verwendung von CAS

- `bbGet()` liefert 5 statt 7 zurück
  - CAS schlägt nicht fehl, weil `r` nach dem Wiedereinlasten des Threads den selben Wert hat wie vor dessen Verdrängung
  - Zwischenzeitliche Wertänderung von `r` wird nicht erkannt
- Grundsätzliches Problem von inhaltsbasierten Elementaroperationen wie CAS
- Erhöhte Auftrittswahrscheinlichkeit, je kleiner der Puffer und je höher die Systemlast
- Gegenmaßnahmen siehe Vorlesung C | X-4 S. 24ff.

ABA-Problem in den Griff bekommen

- Einführen eines Generationszählers, der bei jeder erfolgreichen Operation inkrementiert wird
- ABA-Situation: Leseindex hat nach Umlaufen des Ringpuffers wieder den alten Wert – aber Generationszähler hat anderen Wert
  $\rightarrow$ CAS schlägt fehl
- **Möglichkeit 1:** separate Zählvariable
  - Erfordert *Double-Word-CAS*
- **Möglichkeit 2:** eingebetteter Generationszähler
  - Nutzung der oberen Bits des Leseindex
- Keine hundertprozentige Sicherheit möglich:
  - Generationszähler hat begrenzten Wertebereich und kann überlaufen
  - Je nach Größe des Zählers und konkretem Szenario (hoffentlich) ausreichend unwahrscheinlich

Agenda

Vorteile nicht-blockierender Synchronisation

- Vorteile gegenüber sperrenden oder blockierenden Verfahren (Auswahl):
  - Rein auf Anwendungsebene, keine teuren Systemaufrufe
  - Geringere Mehrkosten als bei Locking, wenn die CAS-Operation auf Anhieb funktioniert
  - Konkurrierende Fäden werden vom Scheduler nach dessen Kriterien eingeplant
  - Durch Locks wird eine Abhängigkeit vom Halter des Locks geschaffen:
    - Halter des Locks wird möglicherweise im kritischen Abschnitt verdrängt
    - Der „Zweite“, „Dritte“ usw. werden durch den „Ersten“ verzögert
- In unserem konkreten Anwendungsbeispiel kommen diese Vorteile nicht wirklich zum Tragen
  - Übungsbeispiel zum Begreifen des Konzepts