Rechnerarchitektur SS 2014

Multithreading

Michael Engel

TU Dortmund, Fakultät für Informatik

Teilweise basierend auf Material von Gernot A. Fink und R. Yahyapour

24. Juni 2014

Multithreading: Einleitung

- Generelle Eigenschaft komplexer Rechnerarchitekturen: Latenzen entstehen durch ...
  - Speicherzugriffe (d.h. *cache misses*)
  - Synchronisationsoperationen
  - Kohärenzprotokolle
  - Speicherkonsistenz

- Generelles Ziel des Architekturentwurfs: *latency hiding*, d.h. "Verstecken" / Unsichtbarmachen auftretender Latenzen

- Naheliegende Idee: Wartezeiten Ausnutzen zur Ausführung eines anderen Threads (dt. Faden), d.h. eines parallelen Kontrollflusses
  $\Rightarrow$ Multithreading

Multithreading: Einleitung II

Zwei mögliche Sichten auf Multithreading:

1. *Hardware-Ebene*:
   Wie wird die parallel Ausführug mehrerer Kontrollflüsse erreicht / verwaltet?
2. *Software-Ebene*:
   Wie werden parallele Kontrollflüsse innerhalb eines Programms definiert?
   Wie können diese parallelen Kontrollflüsse kommunizieren bei der gemeinsamen Bearbeitung eines Problems?

Multithreading: Einleitung II

Zwei mögliche Sichten auf Multithreading:

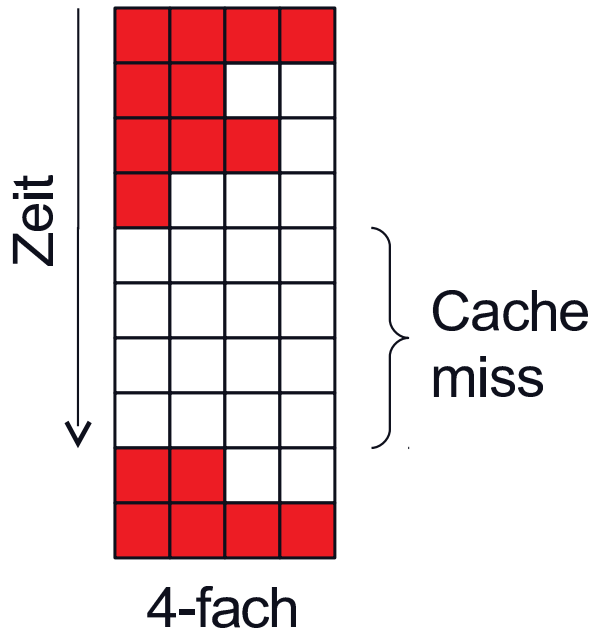
1. *Hardware-Ebene*:
   Wie wird die parallel Ausführug mehrerer Kontrollflüsse erreicht / verwaltet?
2. *Software-Ebene*:
   Wie werden parallele Kontrollflüsse innerhalb eines Programms definiert?
   Wie können diese parallelen Kontrollflüsse kommunizieren bei der gemeinsamen Bearbeitung eines Problems?

Betrachten zunächst Hardware-Ebene

1. Hardware-Ebene

Multithreading: Ausführungsplattform

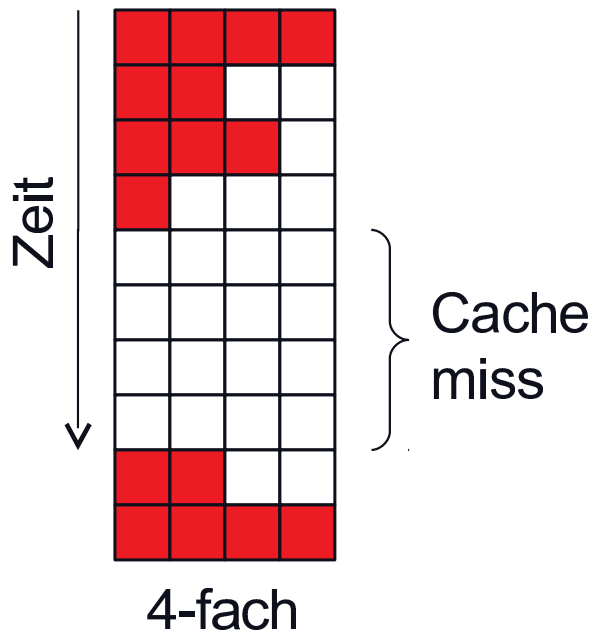
- Verbreitete Prozessorarchitektur: Uniprozessor mit mehreren funktionalen Einheiten, d.h. superskalar

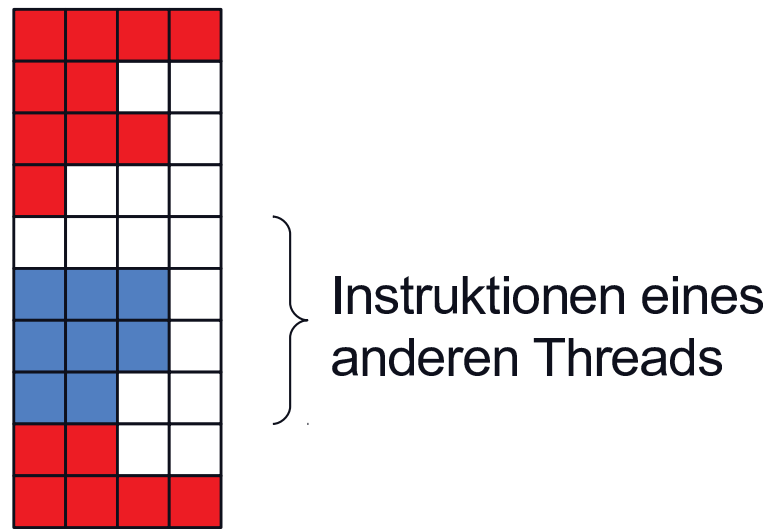


Superskalar: Geringe Ressourcenauslastung (hier: 40%)

Multithreading: Ausführungsplattform

- Verbreitete Prozessorarchitektur: Uniprozessor mit mehreren funktionalen Einheiten, d.h. superskalar
- Einfaches Multithreading: Ausführung eines anderen Threads während (längerer) Wartezeiten



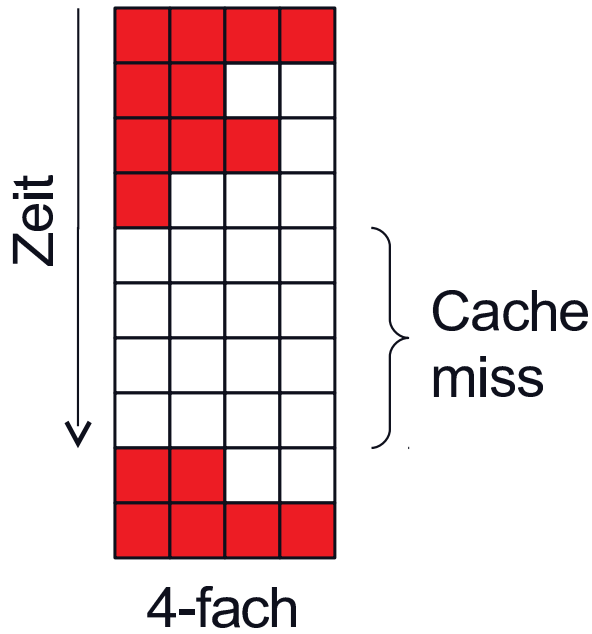


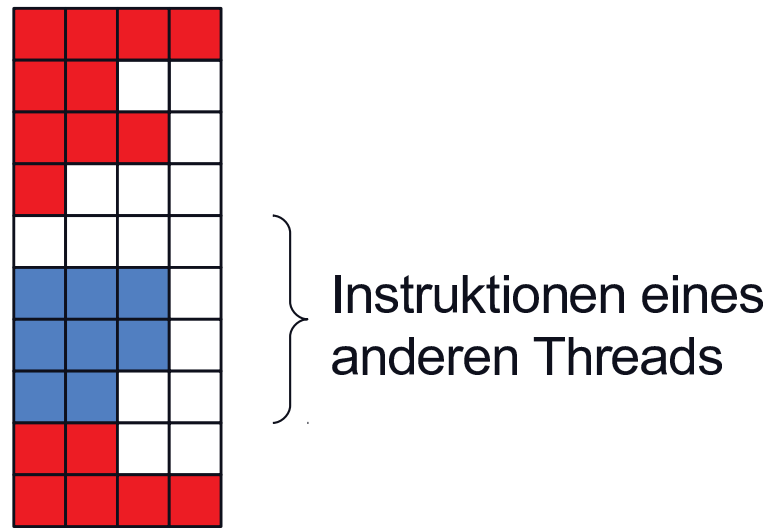
Superskalar: Geringe Ressourcenauslastung (hier: 40%)

MT: Verbesserte Ressourcenauslastung (hier: 60%)

Multithreading: Ausführungsplattform

- Verbreitete Prozessorarchitektur: Uniprozessor mit mehreren funktionalen Einheiten, d.h. superskalar
- Einfaches Multithreading: Ausführung eines anderen Threads während (längerer) Wartezeiten





Superskalar: Geringe Ressourcenauslastung (hier: 40%)

MT: Verbesserte Ressourcenauslastung (hier: 60%)

Und was passiert mit der Latenz?

Multithreading: Vorteile?

Betrachtung der Latenz: Einzeln vs. gesamt

Multithreading führt i.d.R. zu ...

- *höherer* Latenz für (jeden) einzelnen Thread aber ...
- höherem Durchsatz und damit *geringerer* Gesamtlatenz.

Beispiel

- Thread A: individuelle Latenz=10s, mit Thread B=15s
- Thread B: individuelle Latenz=20s, mit Thread A=25s
- Sequentiell (A $\rightarrow$ B): 30s
- Parallel (A || B): 25s

↯ Einzellatenz erhöht: +5s

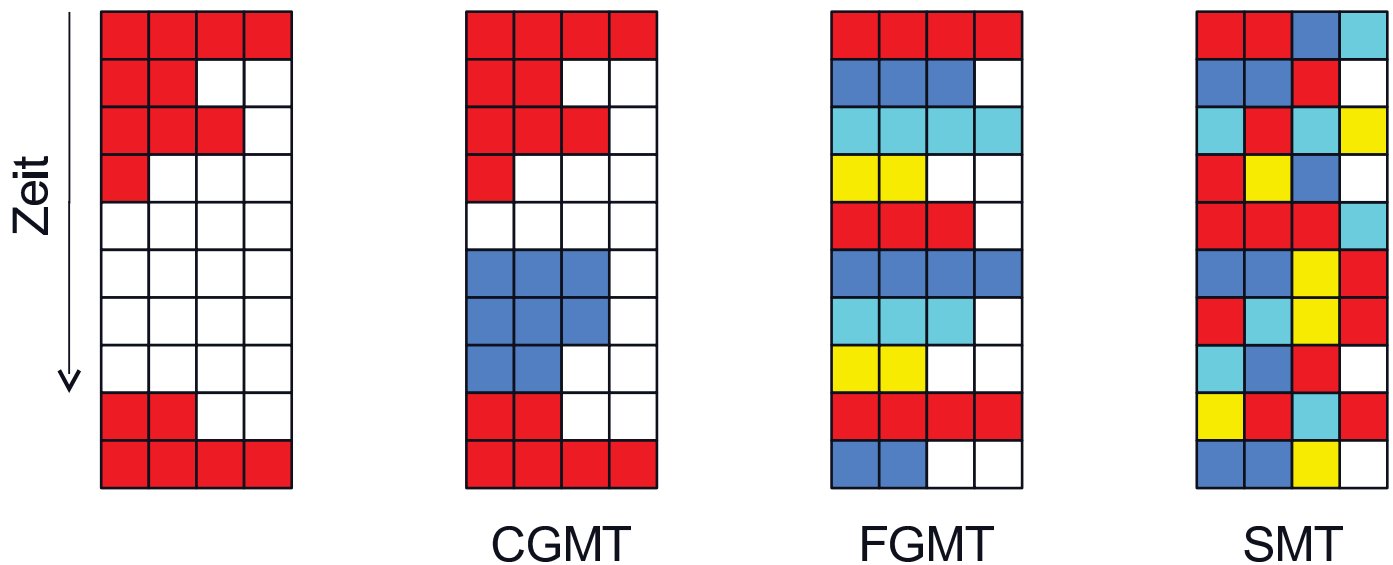
✓ Gesamtlatenz reduziert: -5s

Multithreading

Arten von Multithreading

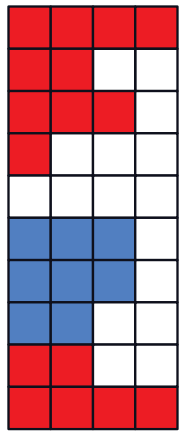
- Grobgranulares Multithreading (CGMT)
  [engl. *coarse-grained multithreading*]
- Feingranulares Multithreading (FGMT)
  [engl. *fine-grained multithreading*]
- Simultanes Multithreading (SMT)

Quelle: R. Yahyapour, ehem. TU Dortmund



Grobgranulares Multithreading

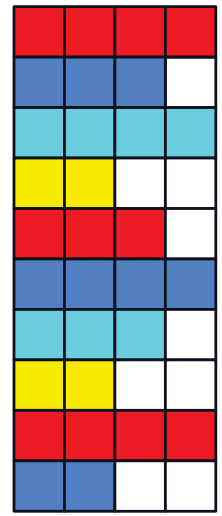
- Wechsel der Threads bei längeren Verzögerungen (z.B. L2-Cache Miss)
- Vorteile
  - Kleine Verzögerung bei Threadwechsel tolerierbar
  - Kritische Threads priorisierbar
- Nachteil
  - Kurze Stalls (pipeline draining) müssen toleriert werden
- Scheduling
  - Wahl eines bevorzugten Threads (z.B. A)
  - Wechsel zu Thread B bei L2-Miss von Thread A
  - Rückkehr zu Thread A, wenn Daten in L2
- Behandlung von Pipeline Stalls
  - Leerung bei Threadwechsel
  - Tolerierbare Latenz $> 2\times$ Pipeline Länge



Quelle: R. Yahyapour, ehem. TU Dortmund

Feingranulares Multithreading

- Wechsel der Threads bei jeder Instruktion (z.B. Hyperthreading [Intel, erstmals Pentium 4, heute Core i7])
- Vorteil
  - Jegliche Prozessorverfügbarkeit nutzbar
- Nachteil
  - Höhere Latenz einzelner (kritischer) Threads
- Umsetzung
  - Rundentabelle (round robin)
  - Auslassen wartender Threads
- Voraussetzung
  - Keine Zusatzverzögerung (pipeline stall)
  - Threadwechsel nach jedem Taktzyklus

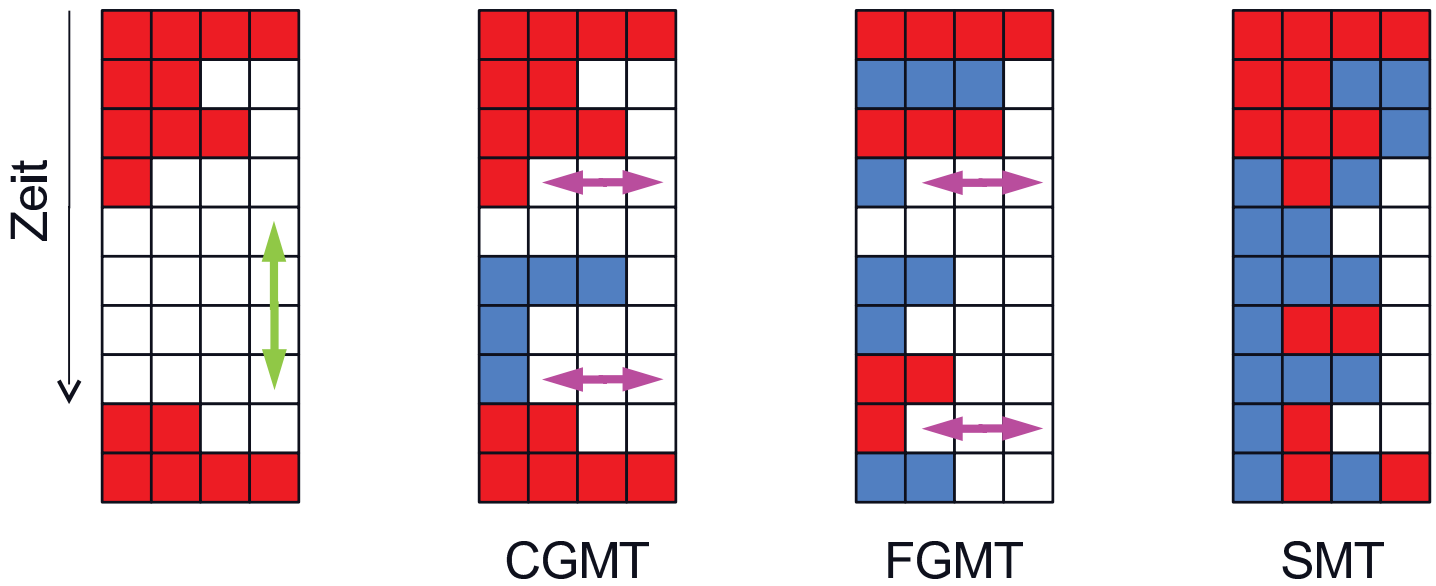


Quelle: R. Yahyapour, ehem. TU Dortmund

Verbesserungen durch CGMT & FGMT

- Höhere “vertikale” Auslastung $\longrightarrow$ mehr Takte genutzt
- Keine “horizontale” Verbesserung $\longrightarrow$ ungenutzte Slots

Quelle: R. Yahyapour, ehem. TU Dortmund



Simultanes Multithreading

- Eigenschaften moderner superskalarer Prozessoren
  - Mehrere funktionale Einheiten
  - Register Renaming
  - Dynamic Scheduling
- Vorteil
  - Instruktionen unterschiedlicher, unabhängiger[a] Threads simultan ausführbar
- Nachteil
  - Höhere Latenz einzelner (kritischer) Threads
  - Implementierungsaufwand!

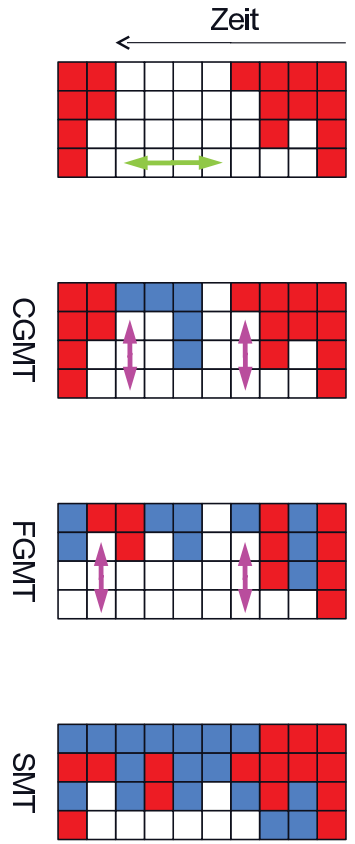
[a] Auflösung von Abhängigkeiten durch Dynamic Scheduling

Multithreading: Vergleich

Quelle: R. Yahyapour, ehem. TU Dortmund

Grundlage: Superskalarer Prozessor Wieso?

- ohne MT: Verschiedene Ereignisse (z.B. Cache Miss)
  $\Rightarrow$ unbenutzte Prozessoren
- CGMT: Einzelne funktionale Einheiten unbenutzt
- FGMT: Kein Ausgleich zwischen verschiedenen Instruktionen, erfordert sehr viele Threads
- SMT: Besserer Ausgleich zwischen verschiedenen Threads



Implementierung — Herausforderungen

- Große Anzahl physikalischer Register
- Unabhängige Renaming Tabellen (je Thread)
- Separate Program Counter
- Unabhängiger Abschluss der Instruktionen unterschiedlicher Threads
  $\Rightarrow$ Erfordert separate Umordnungsspeicher
- Tiefe Pipeline führt zu Leistungseinbußen
- Großes Registerfile mit mehreren Kontexten
- Geringer Overhead im Taktzyklus
  (betrifft Instruction Issue, Instruction Completion)
- Cache-Konflikte bei SMT

GCMT — Anzahl Threads

- Wieviele Threads sollte ein Prozessor für GCMT unterstützen?
- Einfaches Modell (Auslastung U):

$$U = \frac{\text{Busy}}{\text{Busy} + \text{Kontextwechsel} + \text{Unbenutzt}}$$

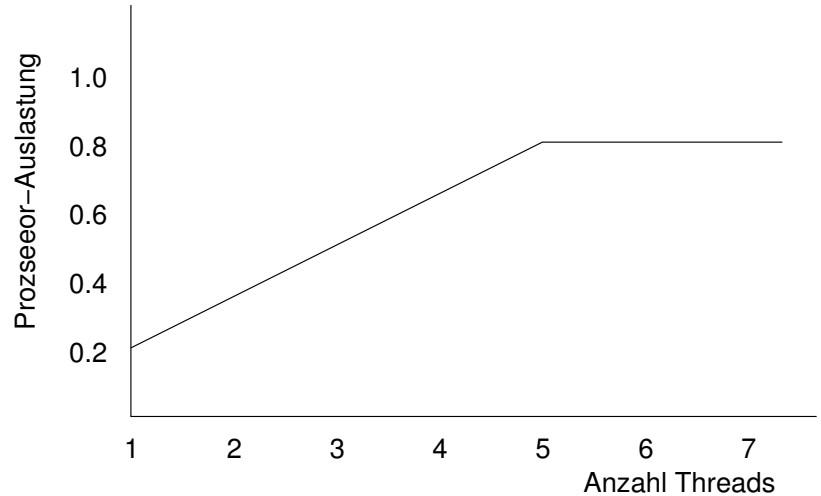
- Relevante Parameter:

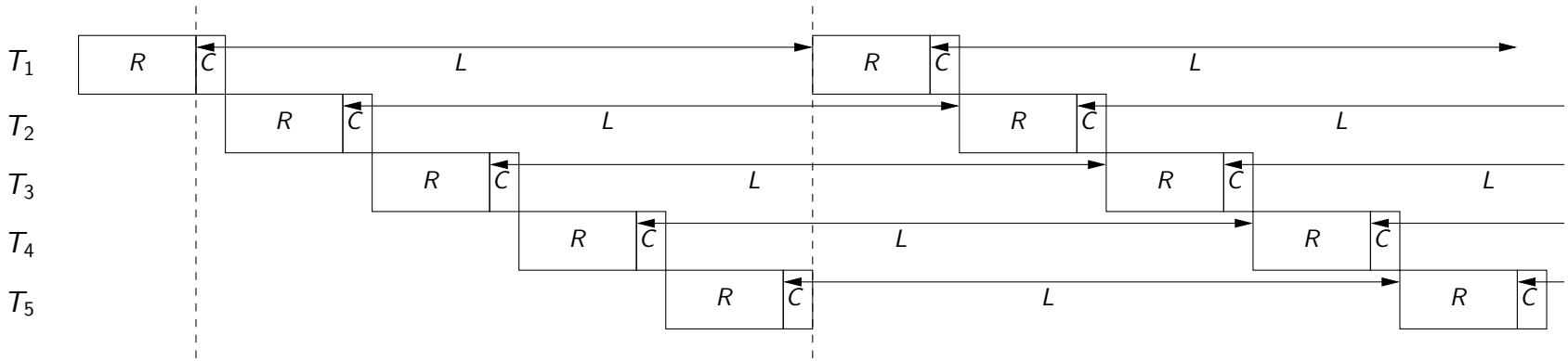
N: Anzahl der (unterstützten) aktiven Threads pro Prozessor (*N-way multithreading*)
R: (durchschnittl.) Länge der ununterbrochen ausgeführten Instruktionen (ohne stalls; *run length*)
L: (durchschnittl.) Latenz, d.h. Dauer des Blockadeereignisses
C: Overhead für Kontextwechsel

GCMT — Anzahl Threads II

Beispiel zur Auslastungsberechnung (Culler/Singh/Gupta 1999)

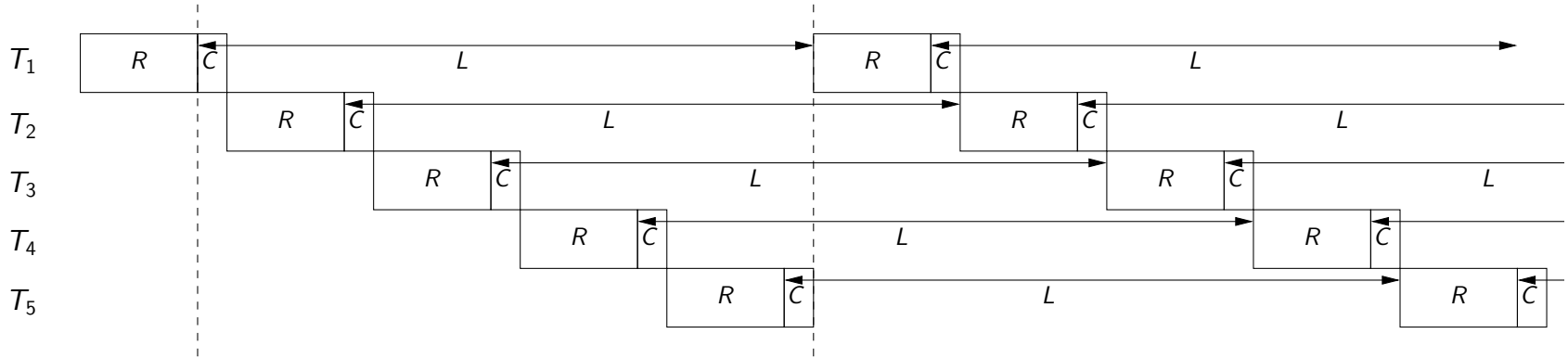
Parameter:
$R = 40$,
$L = 210$,
$C = 10$
(Taktzyklen)





GCMT — Anzahl Threads II

Beispiel zur Auslastungsberechnung (Culler/Singh/Gupta 1999)

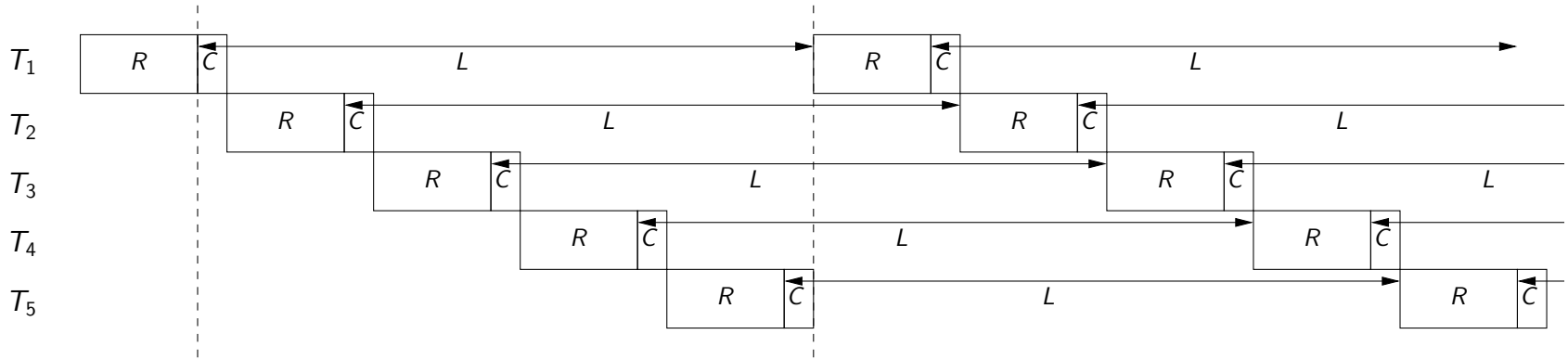


Folgerung 1: Sättigung erreicht, falls $L = (N-1) \cdot R + N \cdot C$

$$N_{\text{sat}} = \frac{R+L}{R+C} \qquad U_{\text{sat}} = \frac{R}{R+C} = \frac{1}{1+\frac{C}{R}}$$

GCMT — Anzahl Threads II

Beispiel zur Auslastungsberechnung (Culler/Singh/Gupta 1999)



Folgerung 1: Sättigung erreicht, falls $L = (N-1) \cdot R + N \cdot C$

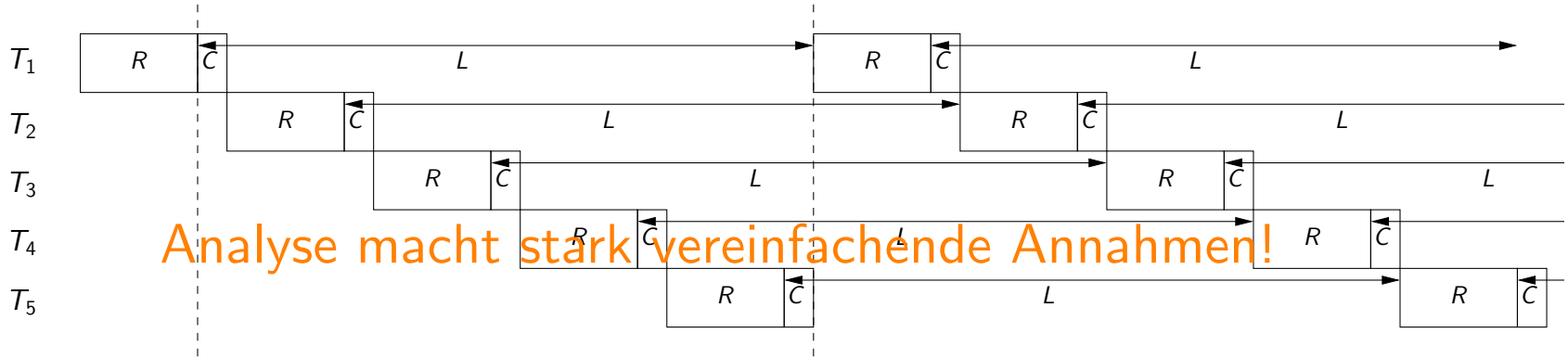
$$N_{\text{sat}} = \frac{R+L}{R+C} \qquad U_{\text{sat}} = \frac{R}{R+C} = \frac{1}{1+\frac{C}{R}}$$

Folgerung 2: Sonst $R + R \cdot (N-1)$ Takte genutzt von $R + L$:

$$U_{\text{lin}} = \frac{NR}{R+L} = N \cdot \frac{1}{1+\frac{L}{R}}$$

GCMT — Anzahl Threads II

Beispiel zur Auslastungsberechnung (Culler/Singh/Gupta 1999)



Folgerung 1: Sättigung erreicht, falls $L = (N-1) \cdot R + N \cdot C$

$$N_{\text{sat}} = \frac{R+L}{R+C} \qquad U_{\text{sat}} = \frac{R}{R+C} = \frac{1}{1+\frac{C}{R}}$$

Folgerung 2: Sonst $R + R \cdot (N-1)$ Takte genutzt von $R + L$:

$$U_{\text{lin}} = \frac{NR}{R+L} = N \cdot \frac{1}{1+\frac{L}{R}}$$

CGMT — Kontextwechsel

Auslösung des Kontextwechsels

- Cache Miss: Entdeckung des Miss (Hardware)
- Synchronisierung: Explizite Wechselinstruktion (Software)
- Lange Pipeline Stalls (z.B. Division): wie Synchron.
- Kurze Pipeline Stalls: kein Wechsel

Ziel: Frühe Entdeckung einer blockierenden Instruktion

CGMT — Kontextwechsel II

Was passiert (bei Kontextwechsel) mit Instruktionen in der Pipeline?

1. Instruktionen dürfen abschließen
   ⇒ *Gleichzeitig* Laden von Instruktionen des neuen Threads
2. Instruktionen dürfen abschließen
   ⇒ *Danach* Laden von Instruktionen des neuen Threads

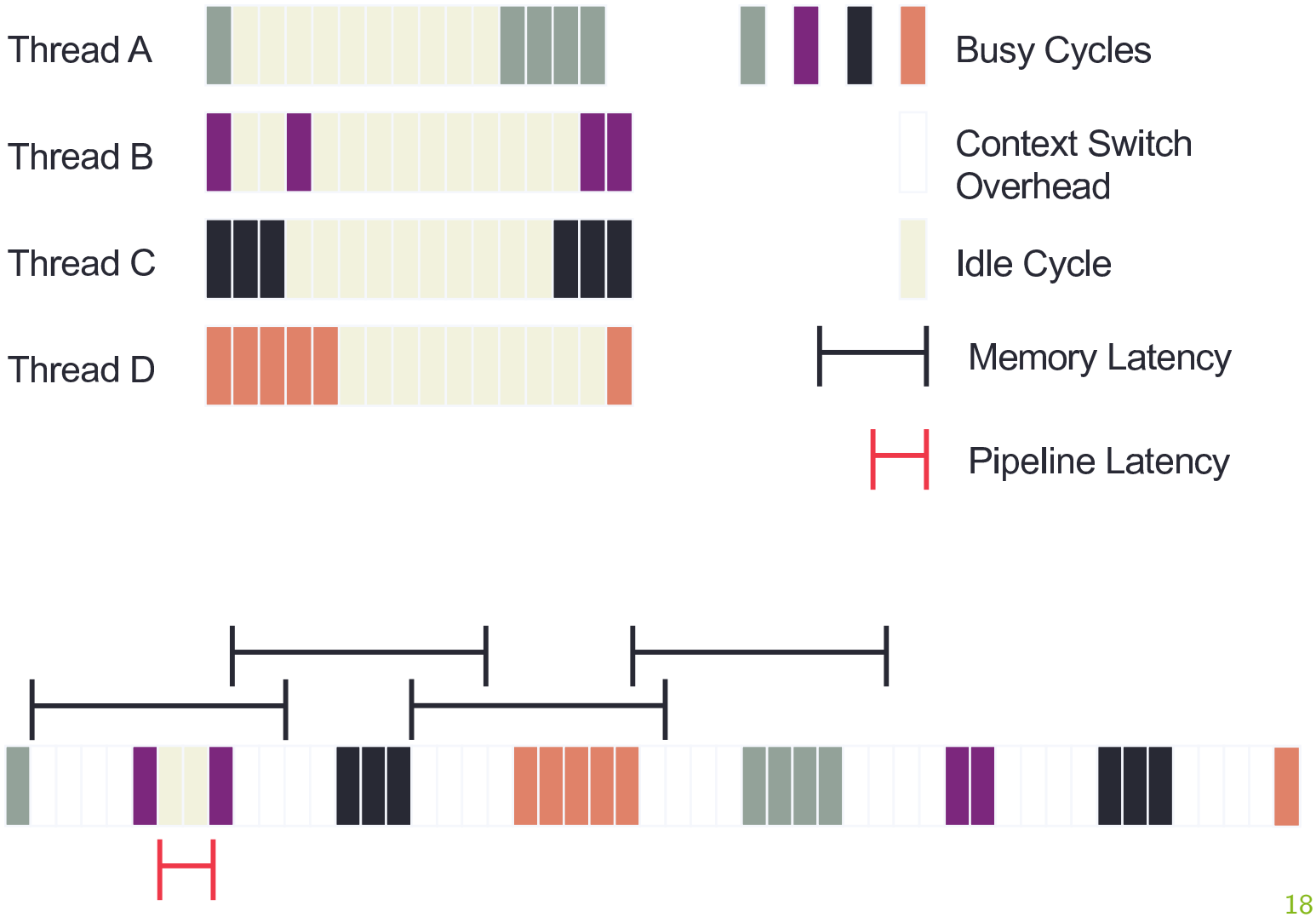
   (d.h. Pipeline läuft nach Abarbeitung d. Instruktionen leer)
3. Instruktionen werden gelöscht
   ⇒ *Dann* Laden von Instruktionen des neuen Threads

Vor- und Nachteile:

- 1.: Instruktionen verschiedener Threads i.d. Pipeline
  ⇒ Pipelineregister etc. müssen dafür ausgelegt werden
- 1. und 2.: Stalls in Instruktionen wg. Abhängigkeiten problematisch
- 3.: Keine Probleme mit Stalls, aber größerer Overhead
  ⇒ präferierte Lösung für CGMT

CGMT und Pipelining

Beispiel für CGMT (d.h. blockierend; Culler/Singh/Gupta 1999)



Quelle: R. Yahyapour, ehem. TU Dortmund

Pipelining — CGMT vs. FGMT

Auswirkung auf Pipeline: CGMT vs. FGMT

- Pipeline (z.B. 7 Stufen)

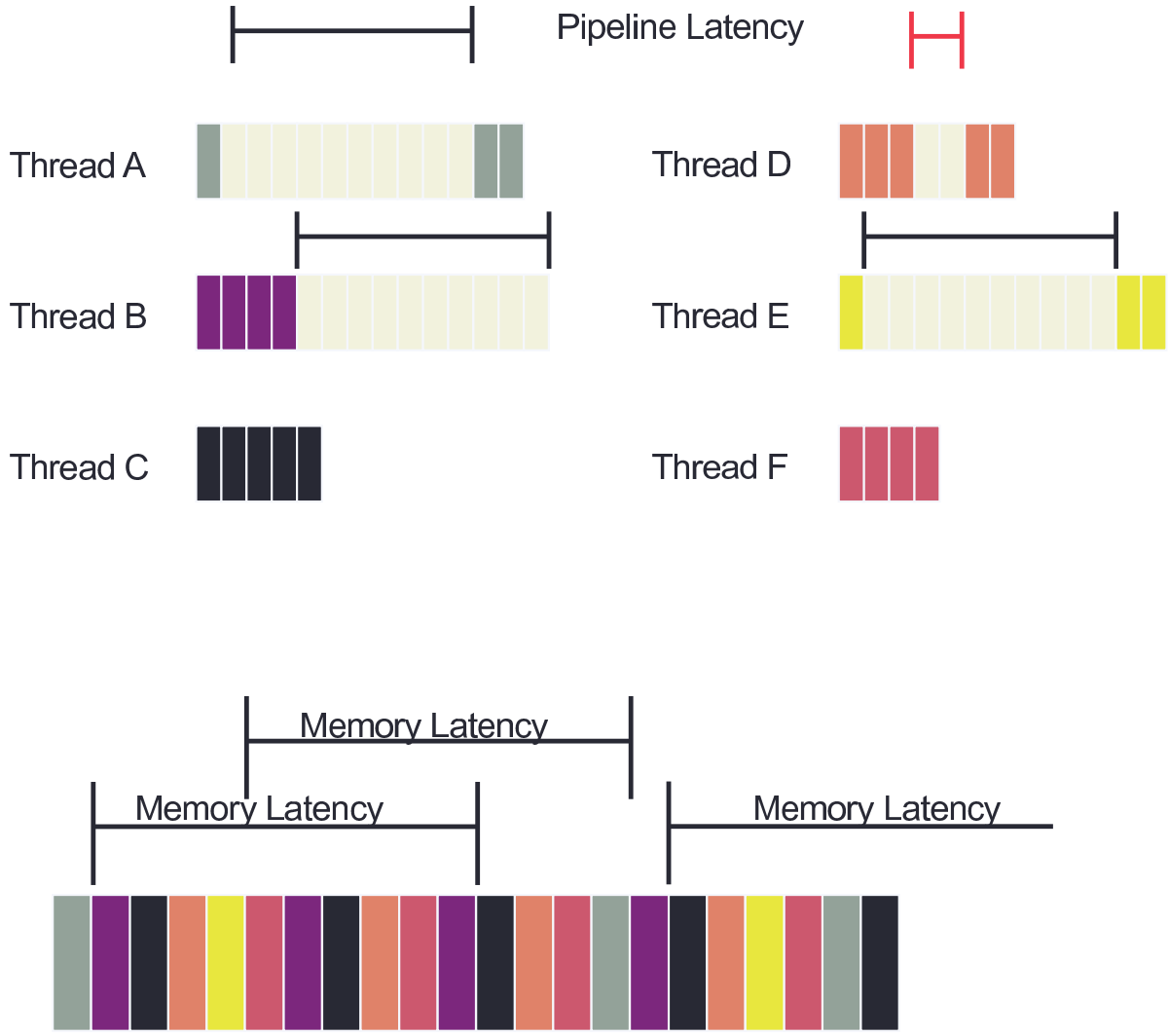
$\Rightarrow$ Cache-Miss erst nach DF2 (d.h. in WB) erkannt

- Grobgranulares MT

- Feingranulares MT (3 Threads A, B & C)

FGMT und Pipelining

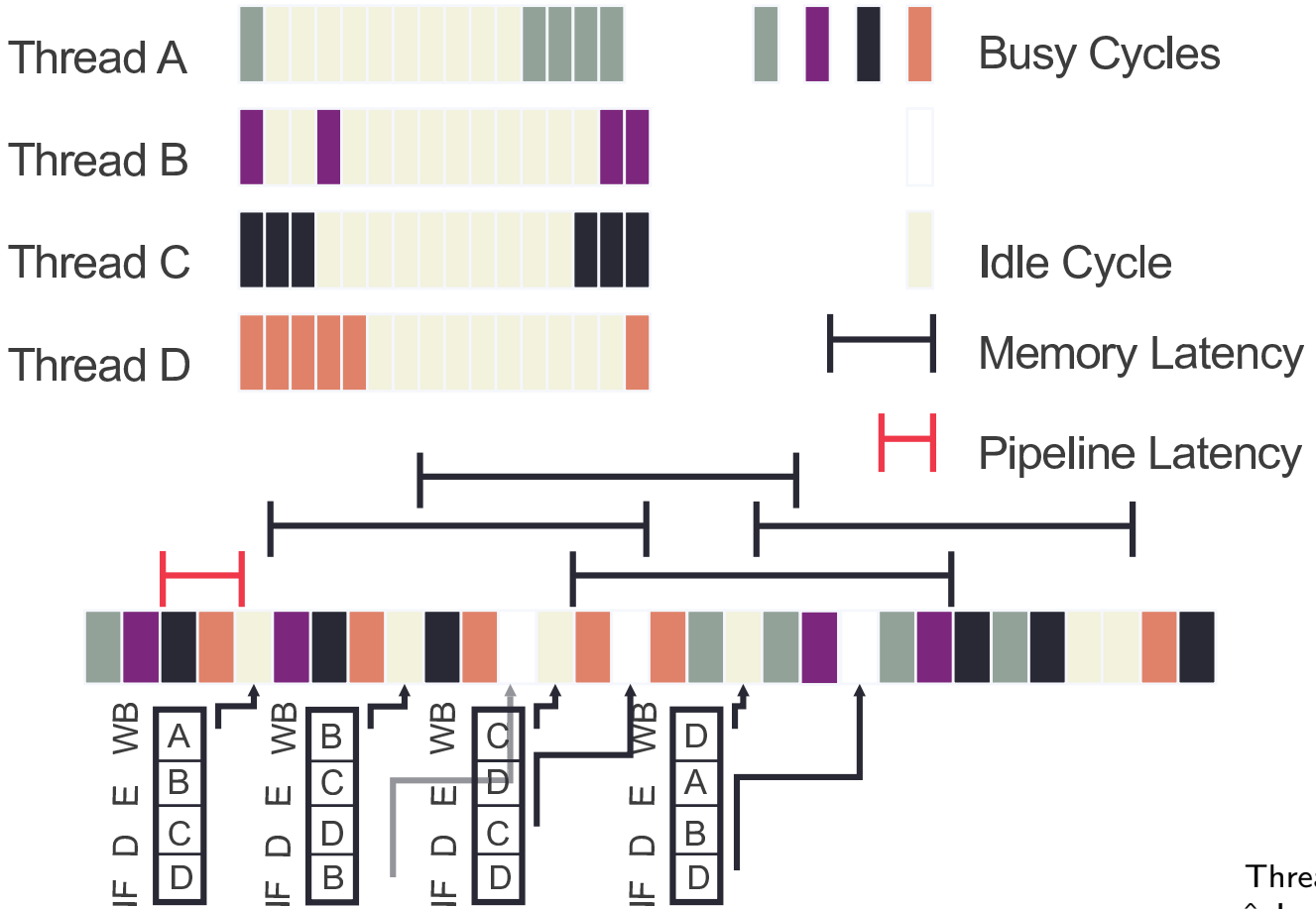
Beispiel für FGMT (Threadwechsel je Takt; Culler 1999)



Quelle: R. Yahyapour, ehem. TU Dortmund

FGMT und Pipelining II

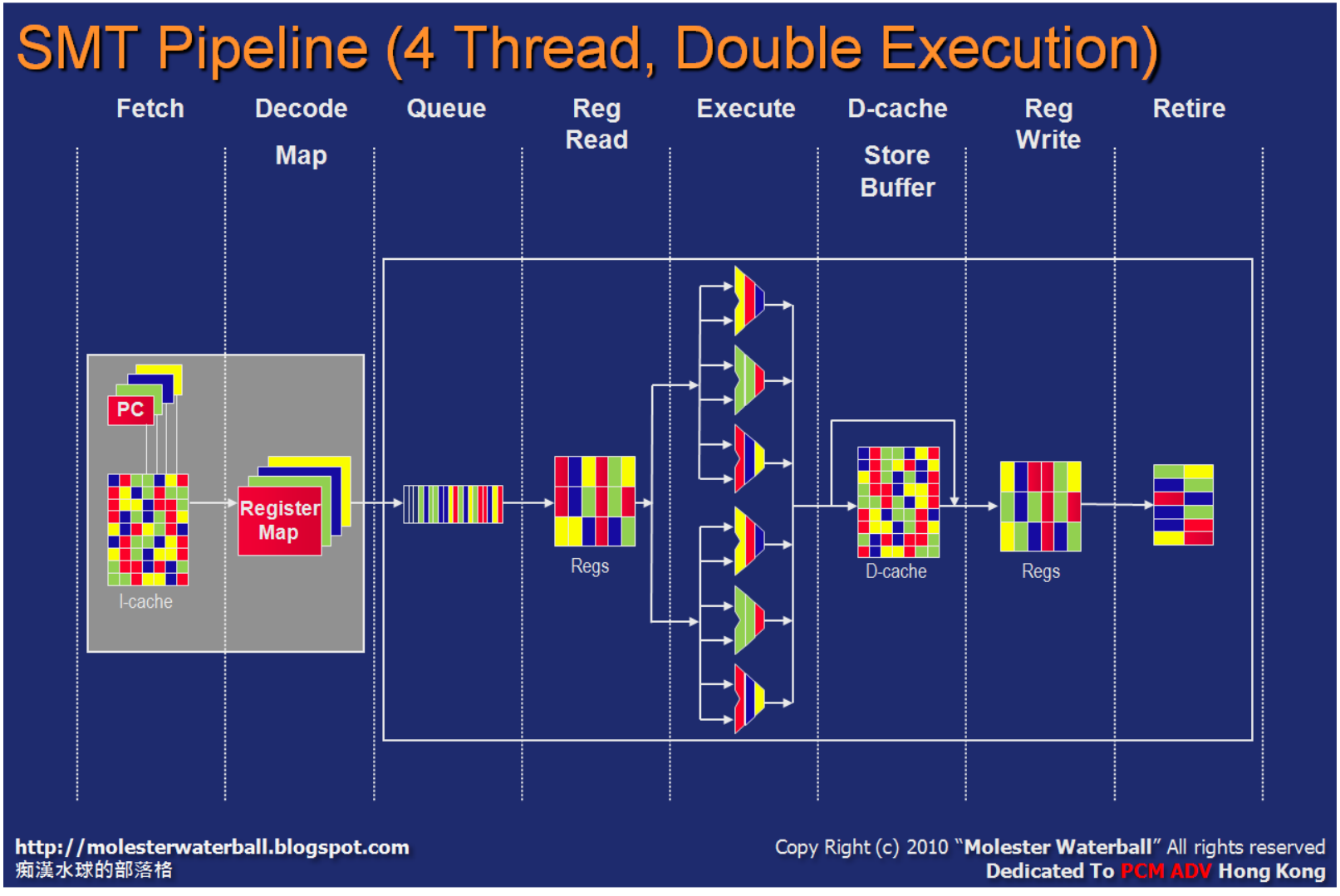
Beispiel für FGMT mit Pipelining (4-stufig; Culler 1999)



Quelle: R. Yahyapour, ehem. TU Dortmund

Thread $X \rightarrow$ Slot t
$\hat{=}$ Instruktion von X
"graduiert" z. Zeitpunkt t

SMT Implementierungsbeispiel: Alpha 21464



2. Software-Ebene

Thread-Programmierung

Definition (Thread)

Als Thread bezeichnet man einen unabhängigen Kontrollfluß innerhalb eines Programms / Prozesses. Mehrere Threads desselben Programms verwenden einen gemeinsamen Adressraum und können prinzipiell parallel ausgeführt werden.

- Ein Thread ist eine "leichtgewichtigere" Verwaltungseinheit (des Betriebssystems) als ein Prozess (ähnlich / gleich(?) *light-weight process*).
- Threads können über den gemeinsam genutzen Speicher kommunizieren.
- Die parallele Ausführung von Threads erfordert ggf. Synchronisation.

Thread-Programmierung II

- Historisch betrachtet ex. jeweils *unterschiedliche* Thread-Implementierungen einzelner Hersteller
  ⇒ Entwicklung portabler Thread-Anwendungen unmöglich!
- Für Unix-artige Betriebssysteme (*heute* z.B. Linux, MacOS): Standardisierung des Thread Interfaces durch den IEEE POSIX 1003.1c Standard (1995)
  ⇒ Standardkonforme Implementierungen: POSIX Threads
- POSIX Threads (bzw. PThreads) definieren
  - eine Menge von `C` Datentypen und Bibliotheksfunktionen (i.d.R. realisiert als Include-Datei und Library)
  - sowie deren Verhalten.

Verwendung des POSIX Thread API:

Im Quellcode:	`#include <pthread.h>`
Beim Compilieren und Linken:	`-pthread`

POSIX Threads

Erzeugung von Threads:

```
int pthread_create (   pthread_t *thread,
                       pthread_attr_t *attr,
                       void *(*start_routine) (void *),
                       void *arg);
```

- `pthread_create()` liefert den Rückgabewert `0` (erfolgreich) oder einen Fehlercode.
- Im Erfolgsfall enthält `thread` die ID des neu erzeugten Threads.
- Der neue Thread führt `start_routine()` aus, ...
- die mit dem Argument `arg` aufgerufen wird.
- Mit `attr` können Details des Threadverhaltens spezifiziert werden (z.B. das Scheduling).

In `start_routine()` sollten nur *reentrante* Funktionen verwendet werden!

POSIX Threads II

Beenden von Threads:

```
void pthread_exit (   void *retval );
void pthread_join (   pthread_t thread, void **retval );
int pthread_cancel (  pthread_t thread );
```

- `pthread_exit()` beendet den aktuellen Thread und liefert den Rückgabewert `retval`.
- Äquivalent zu `return(retval)` in `start_routine()`.
- `pthread_join()` wartet, dass `thread` sich beendet und kopiert dessen Rückgabewert in `retval` (sofern nicht `NULL`).
- `pthread_cancel()` *versucht* `thread` (asynchron) zu beenden.

POSIX Threads: Beispiel

```
#include <pthread.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#define NUM_THREADS 5

void *PrintHello(void *arg)
{
    long tid;
    tid = (long)arg;
    printf("this is thread number %ld!\n", tid);
    pthread_exit(NULL);
}
```

nach: Barney: “POSIX Threads Programming”, Lawrence Livermore National Laboratory

POSIX Threads: Beispiel (cont.)

```
int main(int argc, char *argv[]) {
    pthread_t threads[NUM_THREADS];
    int rc;
    long t;
    for (t = 0; t < NUM_THREADS; t++) {
        printf("creating thread %ld\n", t);
        rc = pthread_create(&threads[t], NULL,
                            PrintHello, (void *)t);
        if (rc) {
            printf("error creating thread: %d\n", rc);
            exit(-1);
        }
    }
}
```

nach: Barney: “POSIX Threads Programming”, Lawrence Livermore National Laboratory

POSIX Threads: Beispiel (cont.)

```
int main(int argc, char *argv[]) {
    pthread_t threads[NUM_THREADS];
    int rc;
    long t;
    for (t = 0; t < NUM_THREADS; t++) {
        printf("creating thread %ld\n", t);
        rc = pthread_create(&threads[t], NULL,
                            PrintHello, (void *)t);
        if (rc) {
            printf("error creating thread: %d\n", rc);
            exit(-1);
        }
    }
}
```

Hack: Übergabe der Thread-Id t!

nach: Barney: “POSIX Threads Programming”, Lawrence Livermore National Laboratory

POSIX Threads: Beispiel (cont.)

```
int main(int argc, char *argv[]) {
    pthread_t threads[NUM_THREADS];
    int rc;
    long t;
    for (t = 0; t < NUM_THREADS; t++) {
        printf("creating thread %ld\n", t);
        rc = pthread_create(&threads[t], NULL,
                            PrintHello, (void *)t);
        if (rc) {
            printf("error creating thread: %d\n", rc);
            exit(-1);
        }
    }
}
```

Hack: Übergabe der Thread-Id t!

Wie sieht die Programmausgabe aus?

nach: Barney: "POSIX Threads Programming", Lawrence Livermore National Laboratory

POSIX Threads: Argumentübergabe

Startroutine des neuen Threads wird mit bei `pthread_create()` angegebenem Argument aufgerufen, d.h.

```
pthread_create(&thread, NULL, start, (void *)arg);
```

führt zu einem Aufruf von

```
start(arg)
```

sobald `thread` geschedult wird.

Datentyp des Arguments ist *generischer Pointer* (d.h. `(void *)`)!

POSIX Threads: Beispiel (2)

Saubere Übergabe der Thread-ID:

```
int thread_data[NUM_THREADS];

void *PrintHello(void *arg) {
   int *my_data;
   ...
   my_data = (int *)arg;
   taskid = *my_data;
   ...
}

int main (int argc, char *argv[]) {
   ...
   thread_data[t] = t;
   rc = pthread_create(&threads[t], NULL, PrintHello,
        (void *) &thread_data[t]);
   ...
}
```

nach: Barney: "POSIX Threads Programming", Lawrence Livermore National Laboratory

POSIX Threads: Beispiel (2, cont.)

... und Übergabe einer Datenstruktur:

```
struct thread_data {
   int  id;
   char *message;
} thread_data[NUM_THREADS];

void *PrintHello(void *arg) {
   struct thread_data *my_data;
   ...
   my_data = (struct thread_data *)arg;
   taskid = my_data->id;
   msg = my_data->message;
   ...
}

int main (int argc, char *argv[]) {
   ...
   thread_data[t].id = t;
   thread_data_array[t].message = ...
   rc = pthread_create(&threads[t], NULL, PrintHello,
        (void *) &thread_data[t]);
   ...
}
```


nach: Barney: "POSIX Threads Programming", Lawrence Livermore National Laboratory

PThread-Synchronisierung: Mutexe

Gegenseitiger Ausschluss mit Mutexen

```
int pthread_mutex_init (     pthread_mutex_t *mutex,
                             pthread_mutexattr_t *attr);
pthread_mutex_destroy (      pthread_mutex_t *mutex);

int pthread_mutex_lock (     pthread_mutex_t *mutex);
int pthread_mutex_unlock (   pthread_mutex_t *mutex);
```

- Mutexe müssen vor Gebrauch initialisiert werden.
- Funktionspaar `pthread_mutex_lock()` und `pthread_mutex_unlock()` realisieren *blockierendes* lock/unlock.

PThread Mutexe: Beispiel

FIFO-Puffer-Manipulation (für Erzeuger-Verbraucher-Kommunikation)

```
int rfifo_push(rfifo_t *fifo, rfifo_packet_t *packet) {
    int status;

    pthread_mutex_lock(&(fifo->lock));

    while (fifo->elements >= fifo->size)
        /* wait for buffer space to become available */;

    fifo->buffer[fifo->head] = packet;  /* insert element into queue */
    fifo->head = (fifo->head + 1) % fifo->size;
    status = ++(fifo->elements);

    pthread_mutex_unlock(&(fifo->lock));

    return(status);
}
```

PThread Mutexe: Beispiel

FIFO-Puffer-Manipulation (für Erzeuger-Verbraucher-Kommunikation)

```
int rfifo_push(rfifo_t *fifo, rfifo_packet_t *packet) {
    int status;

    pthread_mutex_lock(&(fifo->lock));

    while (fifo->elements >= fifo->size)
        /* wait for buffer space to become available */;

    fifo->buffer[fifo->head] = packet;  /* insert element into queue */
    fifo->head = (fifo->head + 1) % fifo->size;
    status = ++(fifo->elements);

    pthread_mutex_unlock(&(fifo->lock));

    return(status);
}
```

Wie *sinnvoll* auf freiwerdenden Pufferplatz warten?

PThread-Synchronisierung: Conditions

Benachrichtigung *und* gegenseitiger Ausschluss mit Conditions

```
int pthread_cond_init (     pthread_cond_t *cond,
                            pthread_condattr_t *attr);

int pthread_cond_signal (   pthread_cond_t *cond);
int pthread_cond_wait (     pthread_cond_t *cond,
                            pthread_mutex_t *mutex);
```

- Conditions müssen vor Gebrauch initialisiert werden.
- `pthread_cond_wait()` wartet auf die Signalisierung von `cond` und gibt davor den gelockten `mutex` frei!
- `pthread_cond_signal()` "weckt" einen Thread, der sich an `cond` blockiert hat. Dieser erhält das Lock für den (dynamisch mit `cond` assoziierten) `mutex`!
- Tatsächliche Bedingung muss separat überprüft werden!

PThread Conditions: Beispiel

FIFO-Puffer-Manipulation (für Erzeuger-Verbraucher-Kommunikation)

```
int rfifo_push(rfifo_t *fifo, rfifo_packet_t *packet) {
    int status;

    pthread_mutex_lock(&(fifo->lock));

    while (fifo->elements >= fifo->size)
        pthread_cond_wait(&(fifo->changed), &(fifo->lock));

    fifo->buffer[fifo->head] = packet;  /* insert element into queue */
    fifo->head = (fifo->head + 1) % fifo->size;
    status = ++(fifo->elements);

    pthread_cond_signal(&(fifo->changed));
    pthread_mutex_unlock(&(fifo->lock));

    return(status);
}
```

POSIX Semaphore

Verwendung des POSIX Semaphore API:

Im Quellcode: `#include <semaphore.h>`
Beim Linken: `-lrt` oder `-pthread`

... nicht direkt Teil des PThread-APIs

POSIX Semaphore

```
int sem_wait(sem_t *sem);
int sem_post(sem_t *sem);
```

d.h. Äquivalent zu $P(S)$
d.h. Äquivalent zu $V(S)$

- `sem_wait()` liefert `0` im Erfolgsfall.
- `sem_wait()` kann durch Interruptbehandlung unterbrochen werden, muss dann erneut versucht werden!
- Nur bei binären Semaphoren äquivalent zu lock/unlock!

Erzeuger-Verbraucher mit Semaphoren

```
sem_t empty, full, mutex;
```

... und endlichem Puffer!

```
void *producer(void *arg) {
    int i;
    for (i=0; i<loops; i++) {
        sem_wait(&empty);
        sem_wait(&mutex);
        put(i);
        sem_post(&mutex);
        sem_post(&full);
        }
    }
```

```
void *consumer(void *arg) {
    int i, tmp;
    for (i=0; i<loops; i++) {
        sem_wait(&full);
        sem_wait(&mutex);
        tmp = get();
        sem_post(&mutex);
        sem_post(&empty);
        printf("%d\n", tmp);
        }
    }
```

nach: Arpaci-Dusseau & Arpaci-Dusseau: Operating Systems, Lehrbuchentwurf

Erzeuger-Verbraucher mit Semaphoren

... und endlichem Puffer!

```
sem_t empty, full, mutex;

sem_init(&empty, 0, MAX); // initially: MAX buffers empty
sem_init(&full, 0, 0);    // ... and 0 are full
sem_init(&mutex, 0, 1);   // mutex=1 because it is a lock
// ...
void *producer(void *arg) {
    int i;
    for (i=0; i<loops; i++) {
        sem_wait(&empty);
        sem_wait(&mutex);
        put(i);
        sem_post(&mutex);
        sem_post(&full);
        }
    }
```

```
void *consumer(void *arg) {
    int i, tmp;
    for (i=0; i<loops; i++) {
        sem_wait(&full);
        sem_wait(&mutex);
        tmp = get();
        sem_post(&mutex);
        sem_post(&empty);
        printf("%d\n", tmp);
        }
}
```

nach: Arpaci-Dusseau & Arpaci-Dusseau: Operating Systems, Lehrbuchentwurf

Erzeuger-Verbraucher mit Semaphoren

... und endlichem Puffer!

```
sem_t empty, full, mutex;

sem_init(&empty, 0, MAX); // initially: MAX buffers empty
sem_init(&full, 0, 0);    // ... and 0 are full
sem_init(&mutex, 0, 1);   // mutex=1 because it is a lock
// ...
void *producer(void *arg) {
    int i;
    for (i=0; i<loops; i++) {
        sem_wait(&empty);
        sem_wait(&mutex);
        put(i);
        sem_post(&mutex);
        sem_post(&full);
        }
    }
```

```
void *consumer(void *arg) {
    int i, tmp;
    for (i=0; i<loops; i++) {
        sem_wait(&full);
        sem_wait(&mutex);
        tmp = get();
        sem_post(&mutex);
        sem_post(&empty);
        printf("%d\n", tmp);
        }
}
```

Bei mehreren Erzeugern/Verbrauchern
muss Verfügbarkeit in get()/put() *erneut* geprüft werden!

nach: Arpaci-Dusseau & Arpaci-Dusseau: Operating Systems, Lehrbuchentwurf

Erzeuger-Verbraucher mit Mutexen/Conditions

```
#include <pthread.h>
#include <stdio.h>

typedef struct {
        size_t size;             /* total length of buffer */
        size_t head;             /* index to first and ... */
        size_t tail;             /* ... last element in ring buffer */
        rfifo_packet_t **buffer; /* buffer holding data packets */
        size_t elements;         /* number of elements in buffer */
        pthread_mutex_t lock;    /* lock for buffer access */
        pthread_cond_t changed;
        } rfifo_t;

void main(int argc, char **argv)
        {
        rfifo_t *fifo;
        pthread_t prod, cons;

        fifo = rfifo_make(FIFOSIZ);

        pthread_create(&prod, NULL, producer, fifo); /* create producer ... */
        pthread_create(&cons, NULL, consumer, fifo); /* ... and consumer thread with default attri-
butes */

        pthread_join(prod, NULL); /* wait to finish, don't care for result */
        pthread_join(cons, NULL); /* wait to finish, don't care for result */
        ...
```

Erzeuger-Verbr. mit Mutexen/Conditions II

```
void producer(rfifo_t *fifo) {
    rfifo_packet_t *packet;

    do  {
        packet = /* somehow create a packet */;
        rfifo_push(fifo, packet);
        }
    while (packet != NULL);

    pthread_exit(NULL); /* no return value */
    }

int rfifo_push(rfifo_t *fifo, rfi-
fo_packet_t *packet) {
    int status;

    pthread_mutex_lock(&(fifo->lock));

    while (fifo->elements >= fifo->size)
        pthread_cond_wait(&(fifo->changed), &(fifo-
>lock));

    fifo->buffer[fifo->head] = packet;  /* in-
sert element */
    fifo->head = (fifo->head + 1) % fifo->size;
    status = ++(fifo->elements);

    pthread_cond_signal(&(fifo->changed));
    pthread_mutex_unlock(&(fifo->lock));

    return(status);
    }
```

```
void consumer(rfifo_t *fifo) {
    rfifo_packet_t *packet;

    while (1) {
        packet = rfifo_pop(fifo);
        if (packet == NULL)
            pthread_exit(NULL);

        /* somehow process data */ ;
        }
    }

rfifo_packet_t *rfifo_pop(rfifo_t *fifo) {
    rfifo_packet_t *packet;

    pthread_mutex_lock(&(fifo->lock));

    while (fifo->elements <= 0)
            pthread_cond_wait(&(fifo-
>changed), &(fifo->lock));

    packet = fifo->buffer[fifo->tail]; /* retrie-
ve element */
    fifo->tail = (fifo->tail + 1) % fifo->size;
    fifo->elements--;

    pthread_cond_signal(&(fifo->changed));
    pthread_mutex_unlock(&(fifo->lock));

    return(packet);
    }
```

POSIX Threads: Zusammenfassung

- Standardisierte Programmierschnittstelle für thread-basierte Anwendungen auf Unix-artigen Betriebssystemen
- Definiert Funktionalität für:
  - Thread-Verwaltung (Erzeugen, Beenden)
  - Synchronisierung mit Hilfe von
    - Mutexen ⇒ gegenseitiger Ausschluss
    - Conditions ⇒ *zusätzlich* Benachrichtigung
    - 
      Semaphore *nicht* enthalten!
      (separat als Weiterentwicklung von BSD-Semaphoren mit System V-Semantik)
  - detaillierte Kontrolle von Thread-Eigenschaften (Scheduling, Prioritäten, Unterbrechbarkeit ...)
- Ex. PThread Implementierungen für nicht-Unix-basierte Betriebssysteme (z.B. Windows)