Betriebssysteme (BS)

VL 7 – Koroutinen und Fäden

Daniel Lohmann

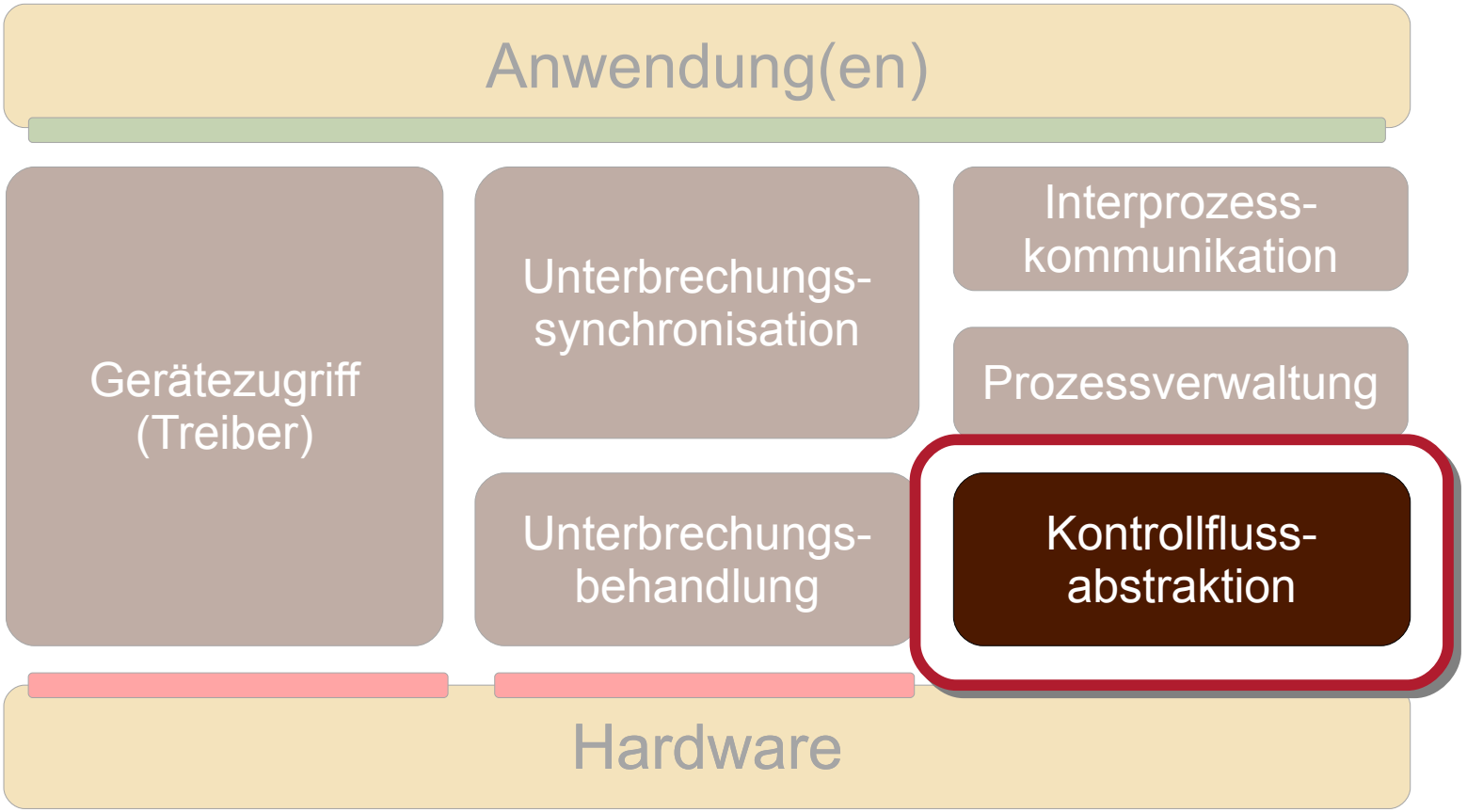
Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen Nürnberg

WS 15 – 24. November 2015

https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS15/V_BS

Überblick: Einordnung dieser VL



Agenda

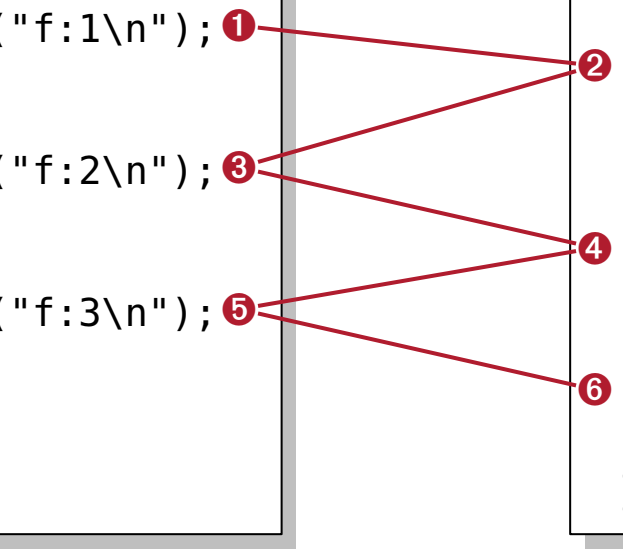
Motivation
Grundbegriffe
Implementierung
Ausblick
Zusammenfassung
Referenzen

Agenda

Motivation: Quasi-Parallelität

```
void f() {
    printf("f:1\n");
    printf("f:2\n");
    printf("f:3\n");
}
```

```
void g() {
    printf("g:A\n");
    printf("g:B\n");
    printf("g:C\n");
}
```




```
int main() {
    ?
}
```

- **Gegeben:** Funktionen `f()` und `g()`
- **Ziel:** `f()` und `g()` sollen „verschränkt” ablaufen

Im Folgenden einige Versuche...

Motivation: Quasi-Parallelität


```
void f() {
    printf("f:1\n");

    printf("f:2\n");

    printf("f:3\n");


}
```

```
void g() {

    printf("g:A\n");


    printf("g:B\n");

    printf("g:C\n");

}
```

```
int main() {


  f();
  g();
}
```

```
lohmann@faui48a>gcc routine.c -o routine
lohmann@faui48a>./routine
f:1
f:2
f:3
g:A
g:B
g:C
```

So funktioniert es natürlich nicht.

Motivation: Quasi-Parallelität


```
void f() {
    printf("f:1\n");
    g();

    printf("f:2\n");
    g();

    printf("f:3\n");
    g();


}
```

```
void g() {

    printf("g:A\n");



    printf("g:B\n");


    printf("g:C\n");

}
```

```
int main() {


  f();

}
```

```
lohmann@faui48a>gcc routine.c -o routine
lohmann@faui48a>./routine
f:1
g:A
g:B
g:C
f:2
...
```

So geht es wohl auch nicht.

Motivation: Quasi-Parallelität


```
void f() {
    printf("f:1\n");
    g();

    printf("f:2\n");
    g();

    printf("f:3\n");
    g();


}
```

```
void g() {

    printf("g:A\n");
    f();


    printf("g:B\n");
    f();

    printf("g:C\n");
    f();
}
```

```
int main() {


  f();

}
```

```
lohmann@faui48a>gcc routine.c -o routine
lohmann@faui48a>./routine
f:1
g:A
f:1
g:A
...
Segmentation fault
```

So **schon gar nicht!**

Motivation: Quasi-Parallelität


```
void f_start() {
    printf("f:1\n");
    f = &&l1; goto *g;

l1: printf("f:2\n");
    f = &&l2; goto *g;

l2: printf("f:3\n");
    goto *g;


}
```

```
void g_start() {

    printf("g:A\n");
    g = &&l1; goto *f;


l1: printf("g:B\n");
    g = &&l2; goto *f;

l2: printf("g:C\n");
    exit(0);
}
```

```
void (*volatile f)();
void (*volatile g)();
int main() {
  f=f_start;
  g=g_start;
  f();

}
```

Und so?

Motivation: Quasi-Parallelität


```
void f_start() {
    printf("f:1\n");
    f = &&l1; goto *g;

l1: printf("f:2\n");
    f = &&l2; goto *g;

l2: printf("f:3\n");
    goto *g;


}
```

```
void g_start() {

    printf("g:A\n");
    g = &&l1; goto *f;


l1: printf("g:B\n");
    g = &&l2; goto *f;

l2: printf("g:C\n");
    exit(0);
}
```

```
void (*volatile f)();
void (*volatile g)();
int main() {
  f=f_start;
  g=g_start;
  f();

}
```

```
lohmann@faui48a>gcc-2.95 -fomit-frame-
pointer -o coroutine coroutine.c
lohmann@faui48a>./coroutine
f:1
g:A
f:2
g:B
f:3
g:C
```

Klappt!

Motivation: Quasi-Parallelität


```
void f_start() {
    printf("f:1\n");
    f = &&l1; goto *g;

l1: printf("f:2\n");
    f = &&l2; goto *g;

l2: printf("f:3\n");
    goto *g;


}
```

```
void g_start() {

    printf("g:A\n");
    g = &&l1; goto *f;


l1: printf("g:B\n");
    g = &&l2; goto *f;

l2: printf("g:C\n");
    exit(0);
}
```

```
void (*volatile f)();
void (*volatile g)();
int main() {
  f=f_start;
  g=g_start;
  f();
}
```

```
lohmann@faui48a>gcc-2.95 -fomit-frame-
pointer -o coroutine coroutine.c
lohmann@faui48a>./coroutine
f:1
g:A
f:2
g:B
f:3
g:C
```

Bitte nicht zu Hause nachmachen!

Quasi-Parallelität: Feststellungen

- C/C++ bietet keine Bordmittel für „verschränkte” Ausführung
  - einfache Funktionsaufrufe (Versuche 1 und 2)
    - laufen immer komplett durch (*run-to-completion*)
  - rekursive Funktionsaufrufe (Versuch 3)
    - dito, $\leadsto$ Endlosrekursion und Stapelüberlauf
- Wir brauchen Systemunterstützung, um Kontrollflüsse „während der Ausführung” verlassen und wieder betreten zu können
  - ungefähr so wie in Versuch 4
    - „Fortsetzungs”-PC wird gespeichert, mit goto wieder aufgenommen
  - aber bitte ohne die damit einhergehenden Probleme!
    - *computed gotos* aus Funktionen sind undefiniert
    - Zustand besteht aus mehr als dem PC – was ist mit Registern, Stapel, . . .

Anmerkung: Aus Systemsicht („von unten”) würde der PC reichen!

- (PC) $\Leftrightarrow$ *minimaler Kontrollflusszustand*
- alles weitere ist letztlich eine Entwurfsentscheidung des **Compilers** $\leadsto$ [UE1]
- wird in der Praxis jedoch durch Hardwarehersteller nahegelegt (ISA, ABI)

Agenda

Grundbegriffe: Routine, Kontrollfluss

- Routine: eine endliche Sequenz von Anweisungen
  - z. B. die Funktion f
  - Sprachmittel fast aller Programmiersprachen
  - wird ausgeführt durch (Routinen-)Kontrollfluss
- (Routinen-)Kontrollfluss: eine Routine in Ausführung
  - Ausführung und Kontrollfluss sind synonme Begriffe
  - z. B. die Ausführung $<f>$ der Funktion f
    - beginnt bei Aktivierung mit der ersten Anweisung von f

Zwischen Routinen und Ausführungen besteht eine Schema–Instanz Relation. Zur klaren Unterscheidung werden die Instanzen ($\mapsto$ Ausführungen) deshalb hier in spitzen Klammern gesetzt:

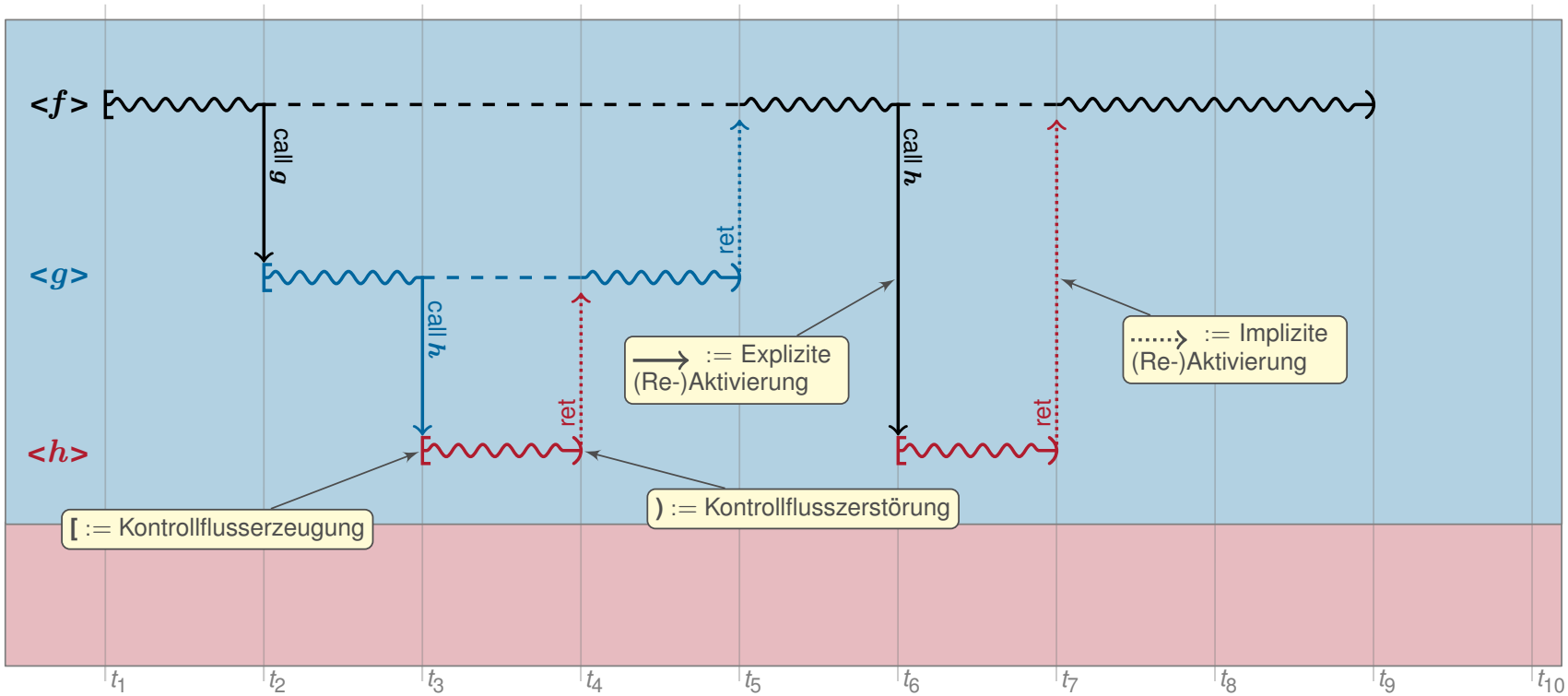
$<f>$, $<f'>$, $<f''>$ sind Ausführungen von f.

Grundbegriffe: Routine, Kontrollfluss

- Routinen-Kontrollflüsse werden erzeugt, gesteuert, und zerstört mit speziellen Elementaroperationen
  - <f> *call* g (Ausführung <f> erreicht Anweisung `call g`)
    1. **erzeugt** neue Ausführung <g> von g
    2. **suspendiert** die Ausführung <f>
    3. **aktiviert** die Ausführung <g>
       ($\rightsquigarrow$ erste Anweisung wird ausgeführt)
  - <g> *ret* (Ausführung <g> erreicht Anweisung `ret`)
    1. **zerstört** die Ausführung <g>
    2. **reaktiviert** die Ausführung des Vater-Kontrollflusses (z. B. <f>)

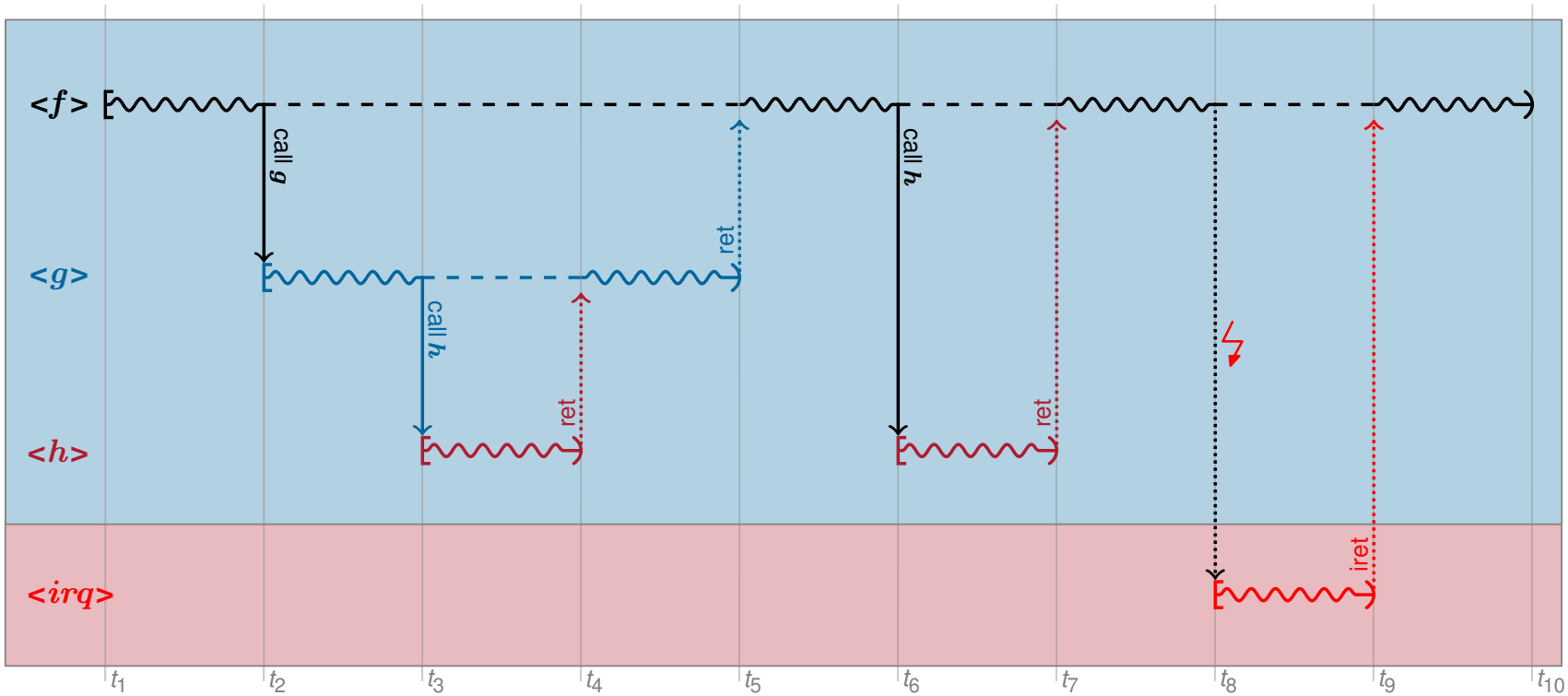
Routinen ↦ asymmetrisches Fortsetzungsmodell

- Routinen-Kontrollflüsse bilden eine Fortsetzungshierarchie
  - Vater–Kind Relation zwischen Erzeuger und Erzeugtem
- Aktivierte Kontrollflüsse werden nach LIFO fortgesetzt
  - Der zuletzt aktivierte Kontrollfluss terminiert immer zuerst
  - Vater wird erst fortgesetzt, wenn Kind terminiert



Routinen ↦ asymmetrisches Fortsetzungsmodell

- Das gilt auch bei Unterbrechungen
  - $<f>$ ϟ irq ist wie *call*, nur implizit
- Unterbrechungen können als implizit erzeugte und aktivierte Routinen-Ausführungen verstanden werden



Grundbegriffe: Koroutine

- Koroutine (engl. *Coroutine*): verallgemeinerte Routine [1]
  - erlaubt zusätzlich: expliziten Austritt und Wiedereintritt
  - Sprachmittel *einiger* Programmiersprachen
    - z. B. Modula-2, Simula-67, Stackless Python
  - wird ausgeführt durch Koroutinen-Kontrollfluss
- Koroutinen-Kontrollfluss: eine Koroutine in Ausführung
  - Kontrollfluss mit eigenem, unabhängigen Zustand
    - mindestens Programmzähler (PC)
    - zusätzlich je nach (zu unterstützendem) Compiler / ABI / ISA: weitere Register, Stapel, ...
    - Im Prinzip ein eigenständiger Faden (engl. *Thread*) – **dazu später mehr**

Koroutinen und Koroutinen-Kontrollflüsse stehen ebenfalls in einer Schema–Instanz Relation.

In der Literatur ist diese Unterscheidung unüblich $\rightsquigarrow$ Koroutinen-Kontrollflüsse werden (vereinfacht) ebenfalls als Koroutinen bezeichnet.

Grundbegriffe: Koroutine

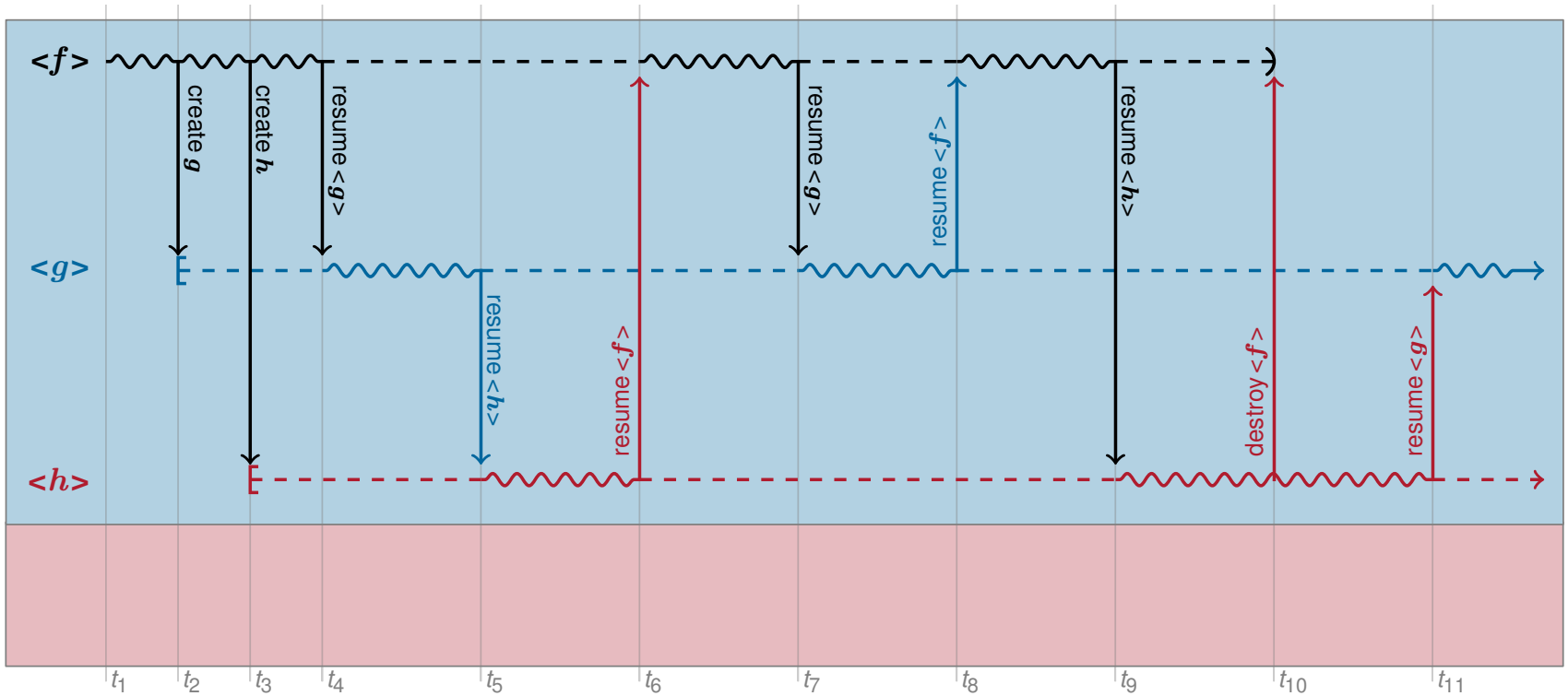
- Koroutinen-Kontrollflüsse werden erzeugt, gesteuert, und zerstört über zusätzliche Elementaroperationen
  - *create* g
    1. **erzeugt** neue Korotinen-Ausführung $<g>$ von g
  - $<f>$ *resume* $<g>$
    1. **supendiert** die Koroutinen-Ausführung $<f>$
    2. **(re-)aktiviert** die Koroutinen-Ausführung $<g>$
  - *destroy* $<g>$
    1. **zerstört** die Koroutinen-Ausführung $<g>$

Unterschied zu Routinen-Kontrollflüssen: [SP, C 10-8]

Aktivierung und Reaktivierung sind
zeitlich entkoppelt von Erzeugung und Zerstörung.
$\leadsto$ Koroutinen sind **echt mächtiger** als Routinen.

Koroutinen ↦ symmetrisches Fortsetzungsmodell

- Koroutinen-Kontrollflüsse bilden eine Fortsetzungsfolge
  - Koroutinenzustand bleibt über Ein-/Austritte hingweg erhalten
- Alle Koroutinen-Kontrollflüsse sind gleichberechtigt
  - kooperatives Multitasking
  - Fortsetzungsreihenfolge ist beliebig



Koroutinen und Programmfäden

- Koroutinen-Kontrollflüsse werden oft auch bezeichnet als
  - kooperative Fäden (engl. *cooperative Threads*)
  - Fasern (engl. Fibers)
- Das ist im Prinzip richtig, die Begriffe entstammen jedoch aus verschiedenen Welten
  - Koroutinen-Unterstützung ist historisch (eher) ein **Sprach**merkmal
  - Mehrfädigkeit ist historisch (eher) ein **Betriebssystem**merkmal
  - Die Grenzen sind fließend
    - *Sprachfunktion — (Laufzeit-)Bibliothekfunktion — Betriebssystemfunktion*
- Wir verstehen Koroutinen als technisches Konzept
  - um Mehrfädigkeit im BS zu implementieren
  - insbesondere später auch nicht-kooperative Fäden

Agenda

Implementierung: Fortsetzungen

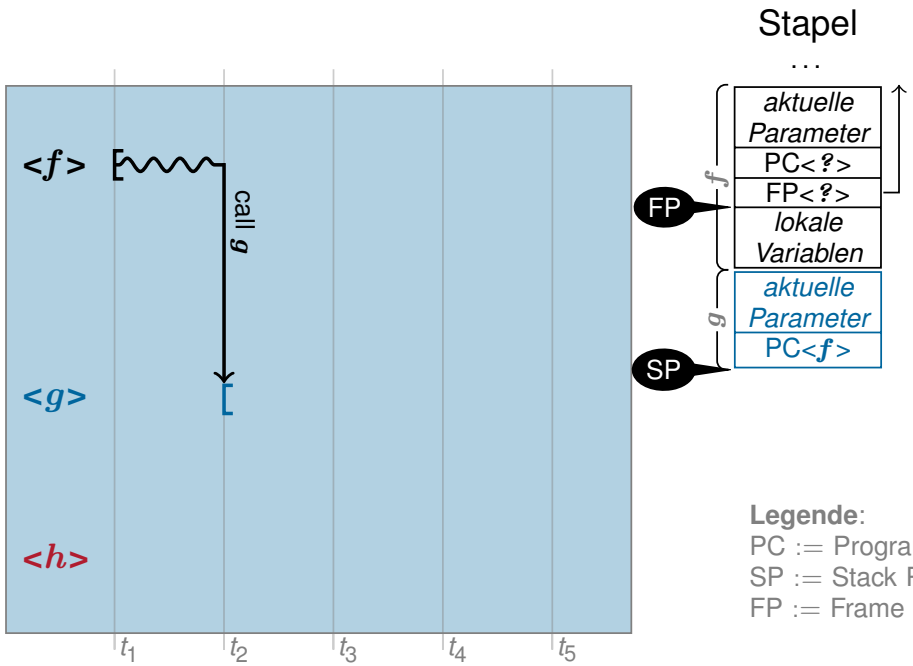
- Fortsetzung (engl. *Continuation*): Rest einer Ausführung
  - Eine Fortsetzung ist ein Objekt, das einen suspendierten Kontrollfluss repräsentiert.
    - Programmzähler, Register, lokale Variablen, ...
    - kurz: gesamter Kontrollflusszustand
  - wird benötigt, um den Kontrollfluss zu reaktivieren

Anmerkung: Fortsetzungen

- Continuations sind ursprünglich entstanden als ein Beschreibungsmittel der **denotationalen Semantik** [3].
- Sprachen wie Haskell oder Scheme bieten Continuations als eigenes Sprachmittel an.

Routinen ↦ asymmetrisches Fortsetzungsmodell

- Routinen-Fortsetzungen werden i. a. auf einem **Stapel** instantiiert
  - in Form von Stapel-Rahmen, erzeugt und zerstört durch
    - Compiler (explizit) und CPU (implizit) bei *call*, *ret*
    - Kopplungsfunktion (explizit) und CPU (implizit) bei ϟ, *iret*
  - Der Compiler verwendet dafür i. a. den CPU-Stapel
    - `call`, `ret`, `push`, `pop`, ... verwenden implizit den CPU-Stapel



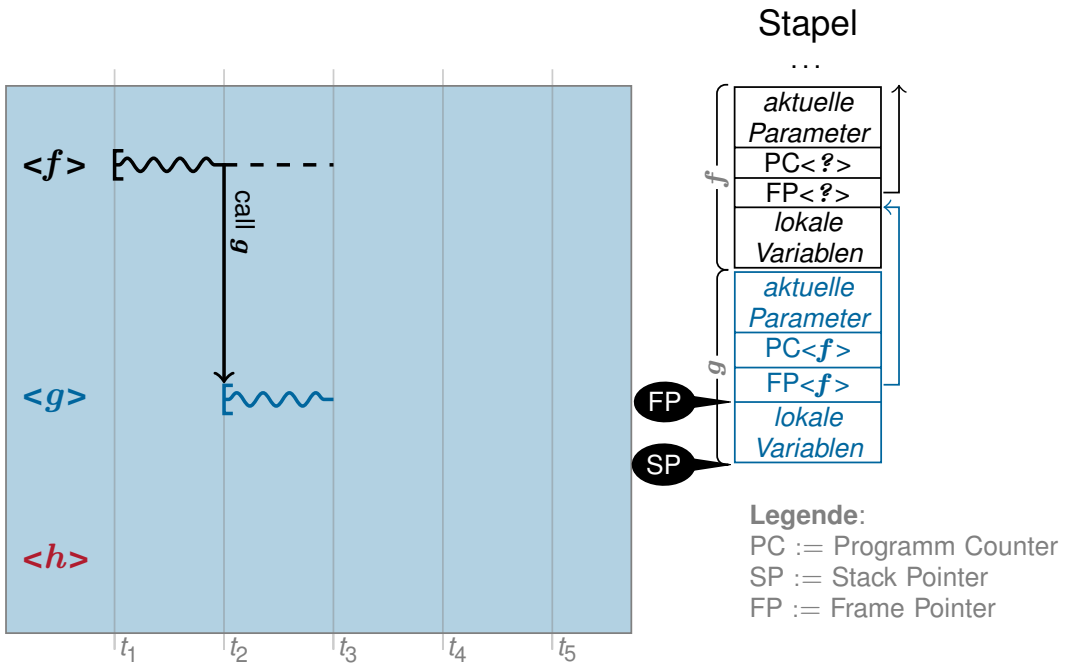
Legende:
PC := Programm Counter
SP := Stack Pointer
FP := Frame Pointer

Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.

(vgl. auch [UE1, 07-8ff])

Routinen ↦ asymmetrisches Fortsetzungsmodell

- Routinen-Fortsetzungen werden i. a. auf einem **Stapel** instantiiert
  - in Form von Stapel-Rahmen, erzeugt und zerstört durch
    - Compiler (explizit) und CPU (implizit) bei *call*, *ret*
    - Kopplungsfunktion (explizit) und CPU (implizit) bei ↯, *iret*
  - Der Compiler verwendet dafür i. a. den CPU-Stapel
    - `call`, `ret`, `push`, `pop`, ... verwenden implizit den CPU-Stapel

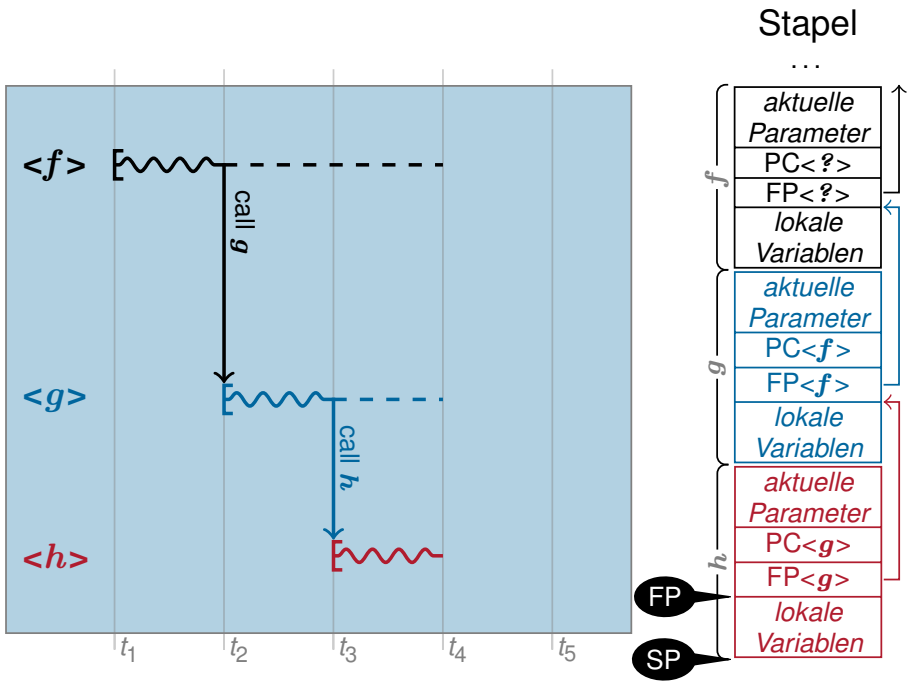


Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.

(vgl. auch [UE1, 07-8ff])

Routinen ↦ asymmetrisches Fortsetzungsmodell

- Routinen-Fortsetzungen werden i. a. auf einem **Stapel** instantiiert
  - in Form von Stapel-Rahmen, erzeugt und zerstört durch
    - Compiler (explizit) und CPU (implizit) bei *call*, *ret*
    - Kopplungsfunktion (explizit) und CPU (implizit) bei ↯, *iret*
  - Der Compiler verwendet dafür i. a. den CPU-Stapel
    - `call`, `ret`, `push`, `pop`, ... verwenden implizit den CPU-Stapel

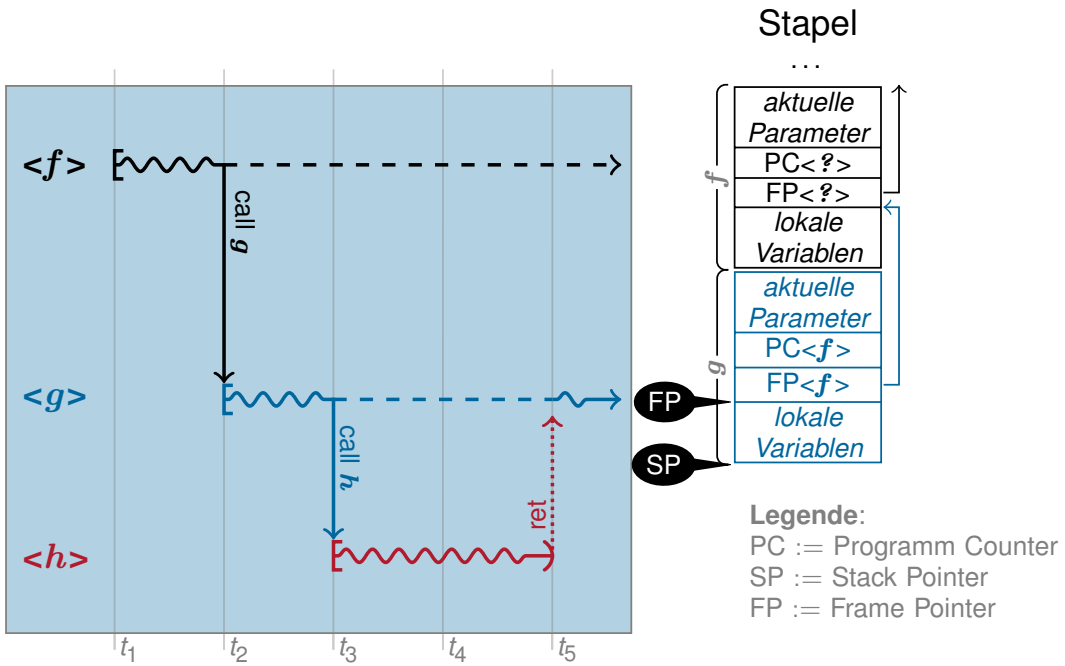


Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.

(vgl. auch [UE1, 07-8ff])

Routinen ↦ asymmetrisches Fortsetzungsmodell

- Routinen-Fortsetzungen werden i. a. auf einem **Stapel** instantiiert
  - in Form von Stapel-Rahmen, erzeugt und zerstört durch
    - Compiler (explizit) und CPU (implizit) bei *call*, *ret*
    - Kopplungsfunktion (explizit) und CPU (implizit) bei ϟ, *iret*
  - Der Compiler verwendet dafür i. a. den CPU-Stapel
    - `call`, `ret`, `push`, `pop`, ... verwenden implizit den CPU-Stapel



Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.

(vgl. auch [UE1, 07-8ff])

Koroutinen $\mapsto$ symmetrisches Fortsetzungsmodell

- Koroutinen-Fortsetzungen werden i. a. nicht nativ unterstützt
- **Ansatz:** Koroutinen-Fortsetzungen durch Routinen-Fortsetzungen implementieren [2]
  - Ein *resume*-Aufruf sieht für den Compiler wie die Erzeugung und Aktivierung eines ganz normalen Routinen-Kontrollflusses aus.
  - Vor dem `ret` wird in *resume* jedoch intern der Koroutinen-Kontrollfluss gewechselt.
- **Folge:** Technisch gesehen, müssen wir das Routinen-Fortsetzungsmodell des Compilers bereitstellen
  - Registerverwendung $\leadsto$ nichtflüchte Register über Wechsel erhalten
  - Fortsetzungs-Stapel $\leadsto$ eigener Stapel für jede Koroutinen-Instanz

Eine Koroutinen-Instanz wird durch ihren Fortsetzungs-Stapel repräsentiert

- während der Ausführung ist dieser Stapel der CPU-Stapel
- oberster Stapel-Rahmen enthält immer die Fortsetzung
- Koroutinen-Wechsel $\mapsto$ Stapel-Wechsel + `ret`

Implementierung: *resume*

- Aufgabe: Koroutinen-Kontrollfluss wechseln

```
// Typ fuer Stapelzeiger (Stapel ist Feld von void*)
typedef void**  SP;

extern "C" void resume( SP& from_sp, SP& to_sp ) {
  /* aktueller Stapel-Rahmen ist Fortsetzung des zu
     suspendierenden Kontrollflusses (Aufrufer von resume) */

  < sichere CPU-Stapelzeiger in from_sp >
  < lade CPU-Stapelzeiger aus to_sp >

  /* aktueller Stapel-Rahmen ist Fortsetzung des zu
     reaktivierenden Kontrollflusses */

} // Ruecksprung
```

Problem: nicht-flüchtige Register

- Der Stapel-Rahmen enthält keine **nicht-flüchtigen Register**, da der Aufrufer davon ausgeht, dass diese nicht verändert werden.
- Wir springen jedoch in einen **anderen Aufrufer** zurück!

Implementierung: *resume*

- Problem: nicht-flüchtige Register
  - Routinen-Fortsetzung enthält keine nicht-flüchtigen Register
  - $\leadsto$ diese müssen explizit gesichert und restauriert werden
- Viele Implementierungsvarianten sind denkbar
  - nicht-flüchtige Register in eigener Struktur sichern ($\leadsto$ Übung)
  - oder einfach als „lokale Variablen” auf dem Stapel:

```
extern "C" void resume( SP& from_sp, SP& to_sp ) {
  /* aktueller Stapel-Rahmen ist Fortsetzung des zu
     suspendierenden Kontrollflusses (Aufrufer von resume) */
  <lege nicht-fluechtige Register auf den Stapel >
  < sichere CPU-Stapelzeiger in from_sp >
  < lade CPU-Stapelzeiger aus to_sp >
  <hole nicht-fluechtige Register vom Stapel >
  /* aktueller Stapel-Rahmen ist Fortsetzung des zu
     reaktivierenden Kontrollflusses */

} // Ruecksprung
```

Implementierung: *resume*

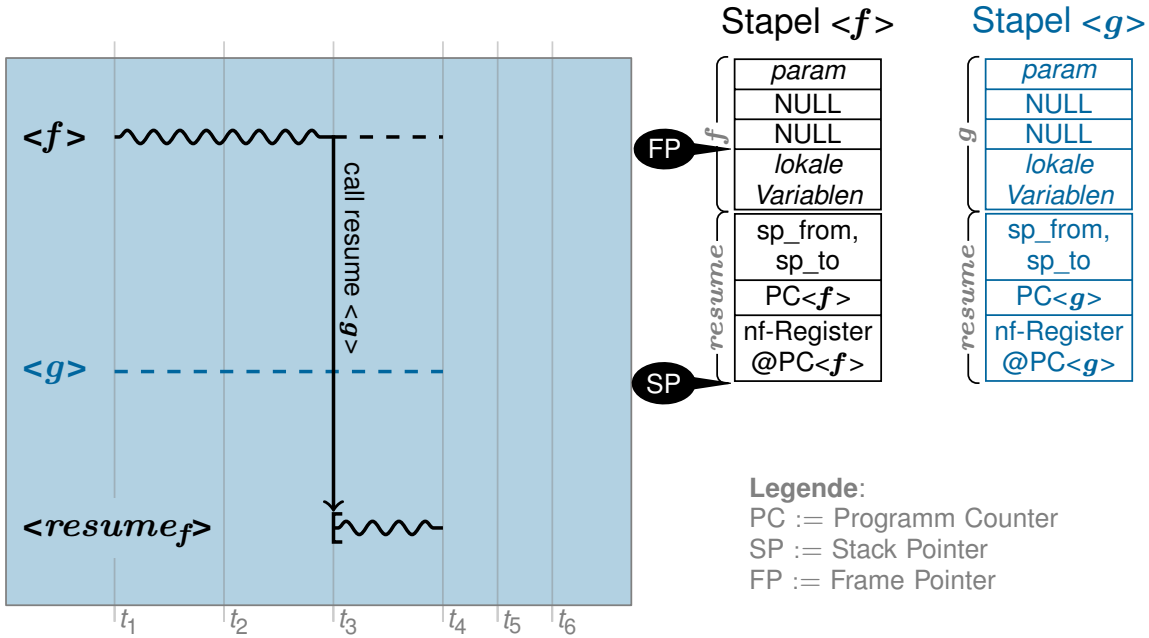
- Implementierung vom *resume* ist architekturabhängig
  - Aufbau der Stapel-Rahmen
  - nicht-flüchtige Register
  - Wachstumsrichtung des Stapels
- Außerdem muss man Register bearbeiten $\leadsto$ Assembler

Beispiel Motorola 68000:

```
// extern "C" void resume( SP& sp_from, SP& sp_to )
resume:
  move.l  4(sp), a0             // a0 = &sp_from
  move.l  8(sp), a1             // a1 = &sp_to
  movem.l d2-d7/a2-a6, -(sp)    // nf-Register auf den Stapel
  move.l  sp, (a0)              // sp_from = sp
  move.l  (a1), sp              // sp = sp_to
  movem.l (sp)+, d2-d7/a2-a6    // hole nf-Register vom Stapel
  rts                           // "Ruecksprung"
```

Beispiel: Verwendung von *resume*

Koroutinen-Kontrollfluss <f> übergibt an <g>:

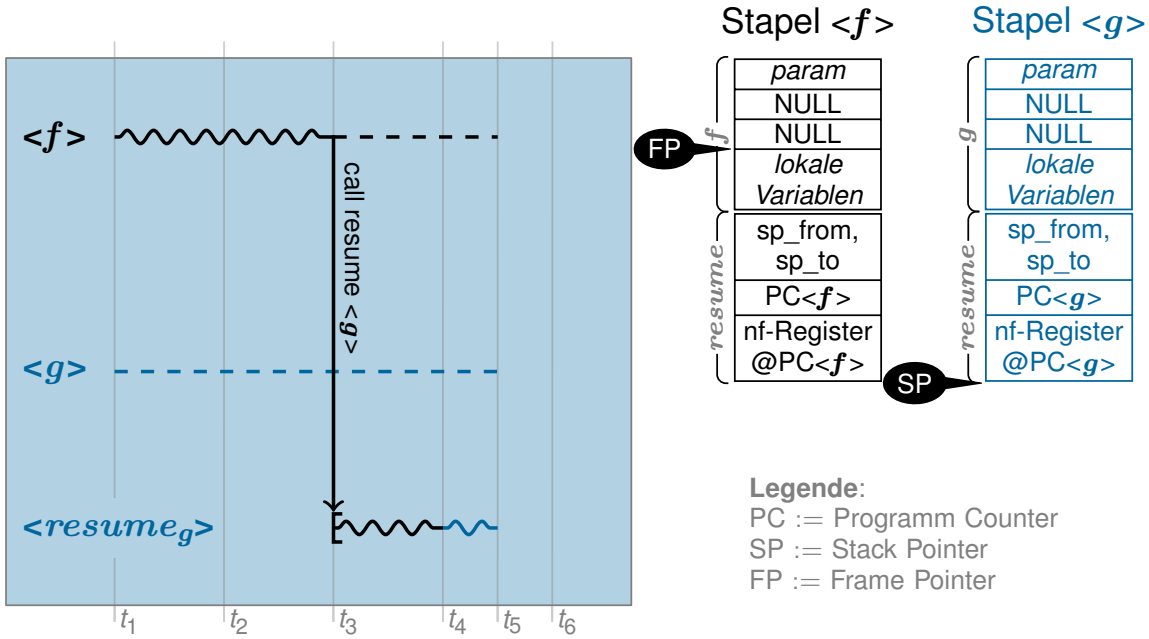


Legende:
PC := Programm Counter
SP := Stack Pointer
FP := Frame Pointer

1. Koroutine <f> ist aktiv, Koroutine <g> ist suspendiert
2. <f> instantiiert den Routinen-Kontrollfluss <$resume_f$> und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von <f> und <g>) sowie die Rücksprung-Adresse ($\mapsto$ Fortsetzung von <f>) auf den Stapel.
3. <$resume_f$> sichert nicht-flüchtige Register von <f> auf dem Stapel und eigenen SP in `sp_from`
4. Wechsel des SP auf den Stapel von <g> (`sp_to`) $\rightsquigarrow$ **Koroutinen-Wechsel**, nun läuft <$resume_g$>
5. <$resume_g$> holt nicht-flüchtige Register von <g> vom Stapel.
6. Routinen-Kontrollfluss <$resume_g$> terminiert mit `ret`: <g> ist aktiv, <f> ist suspendiert

Beispiel: Verwendung von *resume*

Koroutinen-Kontrollfluss <f> übergibt an <g>:

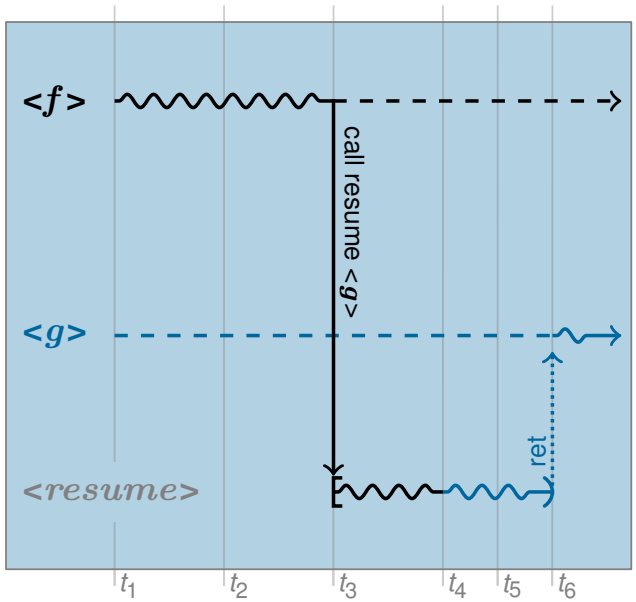


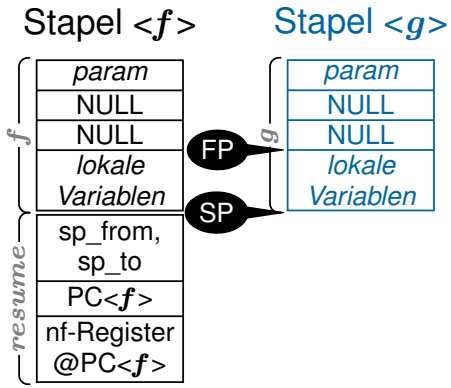
Legende:
PC := Programm Counter
SP := Stack Pointer
FP := Frame Pointer

1. Koroutine <f> ist aktiv, Koroutine <g> ist suspendiert
2. <f> instantiiert den Routinen-Kontrollfluss <$resume_f$> und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von <f> und <g>) sowie die Rücksprung-Adresse ($\mapsto$ Fortsetzung von <f>) auf den Stapel.
3. <$resume_f$> sichert nicht-flüchtige Register von <f> auf dem Stapel und eigenen SP in `sp_from`
4. Wechsel des SP auf den Stapel von <g> (`sp_to`) $\rightsquigarrow$ **Koroutinen-Wechsel**, nun läuft <$resume_g$>
5. <$resume_g$> holt nicht-flüchtige Register von <g> vom Stapel.
6. Routinen-Kontrollfluss <$resume_g$> terminiert mit `ret`: <g> ist aktiv, <f> ist suspendiert

Beispiel: Verwendung von *resume*

Koroutinen-Kontrollfluss <f> übergibt an <g>:





Legende:
PC := Programm Counter
SP := Stack Pointer
FP := Frame Pointer

1. Koroutine <f> ist aktiv, Koroutine <g> ist suspendiert
2. <f> instantiiert den Routinen-Kontrollfluss <$resume_f$> und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von <f> und <g>) sowie die Rücksprung-Adresse ($\mapsto$ Fortsetzung von <f>) auf den Stapel.
3. <$resume_f$> sichert nicht-flüchtige Register von <f> auf dem Stapel und eigenen SP in `sp_from`
4. Wechsel des SP auf den Stapel von <g> (`sp_to`) $\rightsquigarrow$ **Koroutinen-Wechsel**, nun läuft <$resume_g$>
5. <$resume_g$> holt nicht-flüchtige Register von <g> vom Stapel.
6. Routinen-Kontrollfluss <$resume_g$> terminiert mit `ret`: <g> ist aktiv, <f> ist suspendiert

Implementierung: *create*

- Aufgabe: Koroutionen-Kontrollfluss <$start$> erzeugen
  - Gebraucht wird dafür
    1. **Stapelspeicher** (irgendwo, global)
    2. **Stapelzeiger**
    3. **Startfunktion**
    4. **Parameter** für die Startfunktion

```
static void* stack_start[ 256 ];
SP sp_start = &stack_start[ 256 ];
void start( void* param ) ...
```

  - Koroutinen-Kontrollfluss wird suspendiert erzeugt

- Ansatz: *create* erzeugt zwei Stapel-Rahmen
  - so als hätte <$start$> bereits *resume* **als Routine** aufgerufen
    1. Rahmen der Startfunktion selber (erzeugt vom „virtuellen Aufrufer”)
    2. Rahmen von *resume* (enthält Fortsetzung in <$start$>)
  - erstes *resume* macht „Rücksprung” an den Beginn von $start$

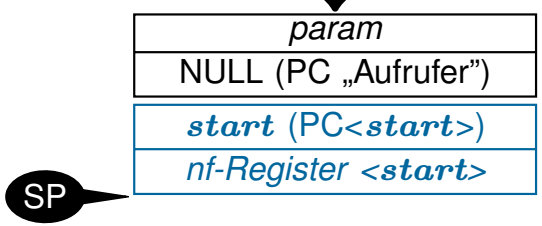
Implementierung: *create*

Beispiel Motorola 68000:

```
void create( SP& sp_new, void (*start)(void*), void* param) {
  *(--sp_new) = param;  // Parameter von Startfunktion
  *(--sp_new) = 0;      // Aufrufer (gibt es nicht!)

  *(--sp_new) = start;  // Startadresse
  sp_new -= 11;         // nicht-fluechtige Register (Werte egal)
}
```

ergibt



Da der Rücksprung an den **Anfang** einer Funktion erfolgt, sind die Rahmen sehr einfach aufgebaut.

Zu diesem Fortsetzungspunkt hat ein Routinen-Kontrollfluss noch:

- keinen FP verwendet oder gesichert
- keine lokalen Variablen auf dem Stapel angelegt
- keine Annahmen über den Inhalt von nf-Registern

Implementierung: *destroy*

- Aufgabe: Koroutionen-Kontrollfluss zerstören
- Ansatz: Kontrollfluss-Kontext freigeben
  - entspricht Freigabe der Kontextvariablen ($\mapsto$ Stapelzeiger)
  - Stapelspeicher kann anschließend anderweitig verwendet werden

Das ist wenigstens mal einfach :-)

Agenda

Ausblick: Betriebssystemfäden

- Koroutinen sind (eigentlich) ein Sprachkonzept
  - Multitasking auf Sprachebene
  - wir haben es hier für C/C++ (bzw. ein ABI) „nachgerüstet”
  - Kontextwechsel erfordert keine Systemprivilegien!
    $\leadsto$ muss also nicht zwingend im BS-Kern erfolgen
- Vorraussetzung für echtes Multitasking: Kooperation
  - Anwendungen müssen als Koroutinen implementiert sein
  - Anwendungen müssen sich gegenseitig kennen
  - Anwendungen müssen sich gegenseitig aktivieren
  - ...

Problem

Für uneingeschränkten Mehrprogramm-Betrieb ist das unrealistisch.

Ausblick: Betriebssystemfäden

Alternative: „Kooperationsfähigkeit” als Aufgabe des Betriebssystems auffassen

Ansatz: Anwendungen „unbemerkt” als eigenständige Fäden ausführen

- BS sorgt für die Erzeugung der Koroutinen-Kontrollflüsse
  - jede Anwendung wird als Routine aus einer BS-Koroutine aufgerufen
  - $\leadsto$ indirekt läuft jede Anwendung als Koroutine
- BS sorgt für die Suspendierung laufender Koroutinen-Kontrollflüsse
  - so dass Anwendungen nicht kooperieren müssen
  - erfordert einen Verdrängungsmechanismus
- BS sorgt für die Auswahl des nächsten Koroutinen-Kontrollflusses
  - so dass Anwendungen sich nicht gegenseitig kennen müssen
  - erfordert einen Scheduler

Mehr dazu in der nächsten Vorlesung!

Agenda

Zusammenfassung: Quasi-Parallelität

- Ziel war die Ermöglichung von „Quasi-Parallelität”
  - Verschränkte Ausführung von Funktionen
    - Suspendierung und Reaktivierung von Funktions-Ausführungen
    - Begriff der Fortsetzung
- Routinen $\mapsto$ asymmetrisches Fortsetzungsmodell
  - Ausführung nach LIFO (und damit nicht „quasi-parallel”)
  - CPU und Übersetzer stellen Elementaroperationen bereit
- Koroutinen $\mapsto$ symmetrisches Fortsetzungsmodell
  - Ausführung in beliebiger Reihenfolge
  - erfordert eigenen Kontext: minimal PC, i. a. auch Register und Stapel
  - CPU und Übersetzer stellen i. a. keine Elementaroperationen bereit
- Fäden $\mapsto$ vom BS verwaltete Koroutinen

Referenzen

[1] Melvin E. Conway. „Design of a separable transition-diagram compiler“. In: *Communications of the ACM* 6 (7 Juli 1963), S. 396–408. ISSN: 0001-0782. DOI: 10.1145/366663.366704.

[2] Donald E. Knuth. *The Art of Computer Programming, Volume 1: Fundamental Algorithms, Third Edition*. Addison-Wesley, 1997. ISBN: 978-0201896831.

[UE1] Michael Philippsen. *Grundlagen des Übersetzerbaus*. Vorlesung mit Übung. Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Lehrstuhl für Informatik 2, 2015 (jährlich). URL: http://www2.informatik.uni-erlangen.de/teaching/WS2015/UE1/index.html.

[3] John C. Reynolds. „The discoveries of continuations“. In: *Lisp Symb. Comput.* 6 (3-4 Nov. 1993), S. 233–248. ISSN: 0892-4635. DOI: 10.1007/BF01019459.

[SP] Wolfgang Schröder-Preikschat. *Systemprogrammierung*. Vorlesung mit Übung. Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Lehrstuhl für Informatik 4, 2015 (jährlich). URL: https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS15/V_SP.