

# Betriebssysteme (BS)

## VL 7 – Koroutinen und Fäden

**Daniel Lohmann**

Lehrstuhl für Informatik 4  
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

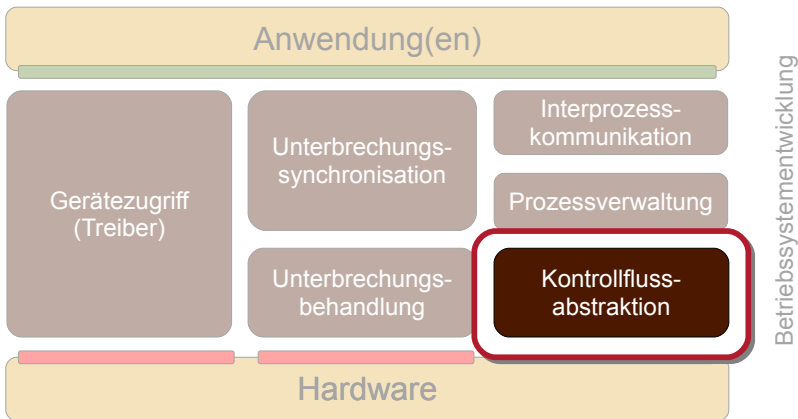
Friedrich-Alexander-Universität  
Erlangen Nürnberg

WS 13 – 27. November 2013

[http://www4.cs.fau.de/Lehre/WS13/V\\_BS](http://www4.cs.fau.de/Lehre/WS13/V_BS)



# Überblick: Einordnung dieser VL



# Agenda

---

Motivation

Grundbegriffe

Implementierung

Ausblick

Zusammenfassung

Referenzen



# Agenda

---

## Motivation

Einige Versuche

Fazit

Grundbegriffe

Implementierung

Ausblick

Zusammenfassung

Referenzen



# Motivation: Quasi-Parallelität

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

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

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

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

Im Folgenden einige Versuche...



```
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@fai48a>gcc routine.c -o routine  
lohmann@fai48a>./routine  
f:1  
f:2  
f:3  
g:A  
g:B  
g:C
```

So funktioniert es  
natürlich nicht.



```
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@fai48a>gcc routine.c -o routine  
lohmann@fai48a>./routine  
f:1  
g:A  
g:B  
g:C  
f:2  
...
```

So geht es  
wohl auch nicht.



```
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@fai48a>gcc routine.c -o routine  
lohmann@fai48a>./routine  
f:1  
g:A  
f:1  
g:A  
...  
Segmentation fault
```

So **schon**  
**gar nicht!**





```
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?



```
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@fau148a>gcc-2.95 -fomit-frame-  
pointer -o coroutine coroutine.c  
lohmann@fau148a>./coroutine  
f:1  
g:A  
f:2  
g:B  
f:3  
g:C
```

**Klappt!**



```
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@faiui48a>gcc-2.95 -fomit-frame-  
pointer -o coroutine coroutine.c  
lohmann@faiui48a>./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,  $\rightsquigarrow$  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**  $\rightsquigarrow$  [UE1]
- wird in der Praxis jedoch durch Hardwarehersteller nahegelegt (ISA, ABI)



Motivation

## Grundbegriffe

Routine und asymmetrisches Fortsetzungsmodell

Koroutine und symmetrisches Fortsetzungsmodell

Implementierung

Ausblick

Zusammenfassung

Referenzen



- **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 synonyme Begriffe
  - z. B. die Ausführung  $\langle f \rangle$  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:

$\langle f \rangle$ ,  $\langle f' \rangle$ ,  $\langle f'' \rangle$  sind Ausführungen von  $f$ .

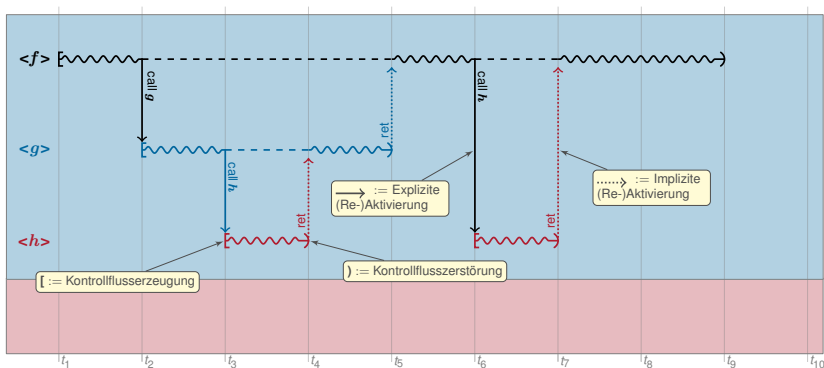


- Routinen-Kontrollflüsse werden erzeugt, gesteuert, und zerstört mit speziellen **Elementaroperationen**
  - $\langle f \rangle$  *call*  $g$  (Ausführung  $\langle f \rangle$  erreicht Anweisung `call g`)
    1. **erzeugt** neue Ausführung  $\langle g \rangle$  von  $g$
    2. **suspendiert** die Ausführung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



# Routinen $\mapsto$ asymmetrisches Fortsetzungsmodell

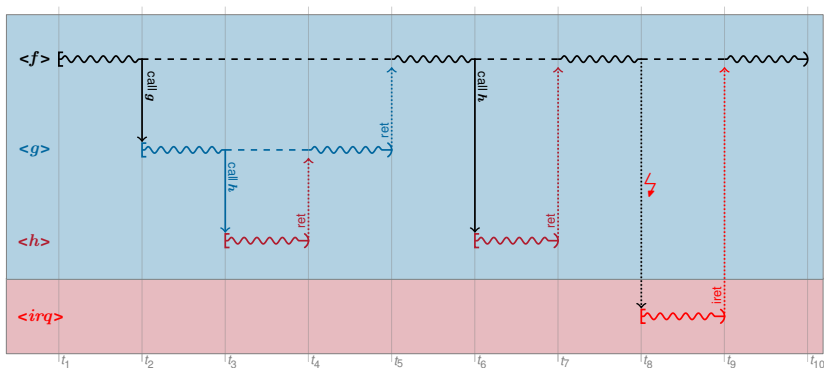
- Routinen-Kontrollflüsse bilden eine **Fortsetzungshierarchie**
  - Vater–Kind Relation zwischen Erzeuger und Erzeugtem
- Aktivierte Kontrollflüsse werden nach **LIFO** fortgesetzt
  - Der zuletzt aktivierte Kontrollfluss terminiert immer zuerst
  - Vater wird erst fortgesetzt, wenn Kind terminiert





# Routinen $\mapsto$ asymmetrisches Fortsetzungsmodell

- Das gilt auch bei **Unterbrechungen**
  - $\langle f \rangle \xrightarrow{\text{irq}}$  ist wie *call*, nur implizit
- Unterbrechungen können als **implizit** erzeugte und aktivierte Routinen-Ausführungen verstanden werden



- **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.



- Koroutinen-Kontrollflüsse werden erzeugt, gesteuert, und zerstört über zusätzliche **Elementaroperationen**
  - *create*  $g$ 
    1. **erzeugt** neue Koroutinen-Ausführung  $\langle g \rangle$  von  $g$
  - $\langle f \rangle$  *resume*  $\langle g \rangle$ 
    1. **suspendiert** die Koroutinen-Ausführung  $\langle f \rangle$
    2. **(re-)aktiviert** die Koroutinen-Ausführung  $\langle g \rangle$
  - *destroy*  $\langle g \rangle$ 
    1. **zerstört** die Koroutinen-Ausführung  $\langle g \rangle$

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

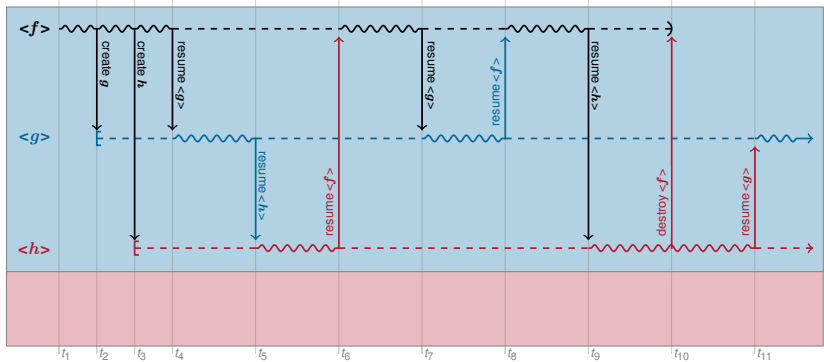
Aktivierung und Reaktivierung sind  
**zeitlich entkoppelt** von Erzeugung und Zerstörung.

~> Koroutinen sind **echt mächtiger** als Routinen.



# Koroutinen $\mapsto$ symmetrisches Fortsetzungsmodell

- Koroutinen-Kontrollflüsse bilden eine **Fortsetzungsfolge**
  - Koroutinenzustand bleibt über Ein-/Austritte hinweg 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 **Sprachmerkmal**
  - Mehrfädigkeit ist historisch (eher) ein **Betriebssystemmerkmal**
  - 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

---

Motivation

Grundbegriffe

**Implementierung**

Fortsetzungen

Elementaroperationen

Ausblick

Zusammenfassung

Referenzen



- **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

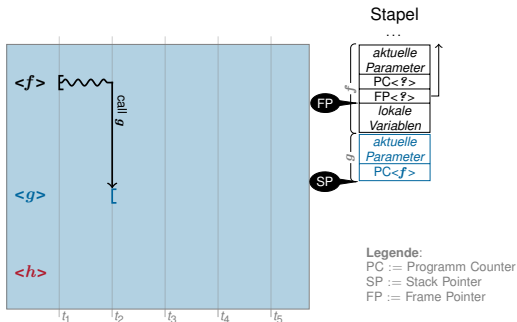
## Anmerkung: Fortsetzungen

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



# Routinen $\mapsto$ 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  $\hookrightarrow$ , *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.

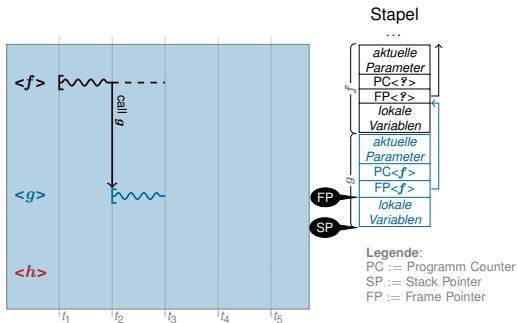
(vgl. auch [UE1, 07-8ff])





# Routinen $\mapsto$ 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



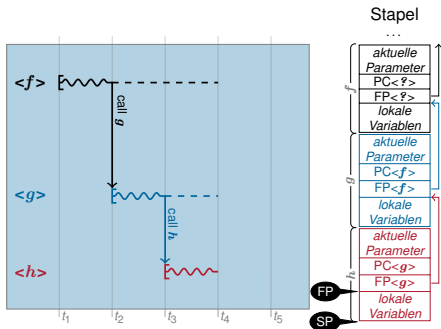
Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.

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



# Routinen $\mapsto$ 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



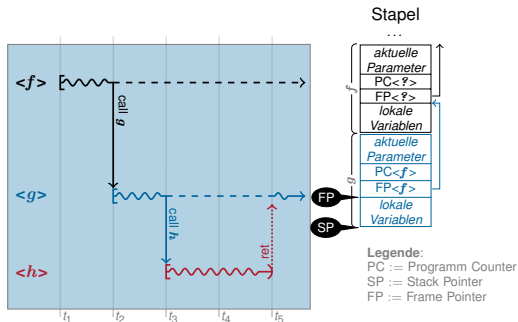
Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.

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



# Routinen $\mapsto$ 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])

# 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  $\rightsquigarrow$  **nichtflüchte Register** über Wechsel erhalten
  - Fortsetzungs-Stapel  $\rightsquigarrow$  **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*



## ■ 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
  - $\rightsquigarrow$  diese müssen explizit **gesichert** und **restauriert** werden
- Viele Implementierungsvarianten sind denkbar
  - nicht-flüchtige Register in eigener Struktur sichern ( $\rightsquigarrow$  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 vom *resume* ist architekturabhängig
  - Aufbau der Stapel-Rahmen
  - nicht-flüchtige Register
  - Wachstumsrichtung des Stapels
- Außerdem muss man Register bearbeiten  $\rightsquigarrow$  **Assembler**

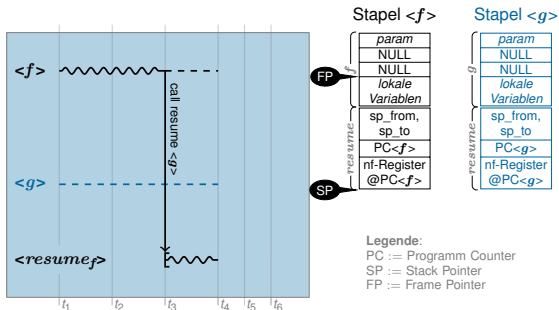
## Beispiel Motorola 68000:

```
// 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  $\langle f \rangle$  übergibt an  $\langle g \rangle$ :



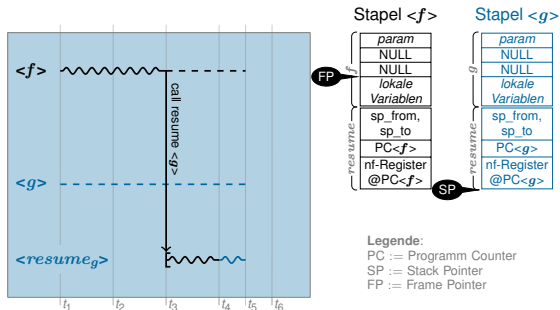
1. Koroutine  $\langle f \rangle$  ist aktiv, Koroutine  $\langle g \rangle$  ist suspendiert
2.  $\langle f \rangle$  instantiiert den Routinen-Kontrollfluss  $\langle resume_f \rangle$  und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von  $\langle f \rangle$  und  $\langle g \rangle$ ) sowie die Rücksprung-Adresse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





# Beispiel: Verwendung von *resume*

Koroutinen-Kontrollfluss  $\langle f \rangle$  übergibt an  $\langle g \rangle$ :

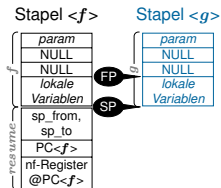
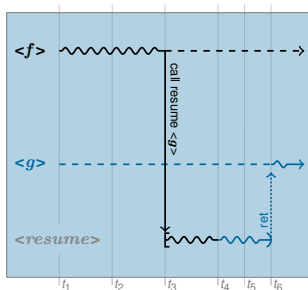


1. Koroutine  $\langle f \rangle$  ist aktiv, Koroutine  $\langle g \rangle$  ist suspendiert
2.  $\langle f \rangle$  instantiiert den Routinen-Kontrollfluss  $\langle resume_f \rangle$  und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von  $\langle f \rangle$  und  $\langle g \rangle$ ) sowie die Rücksprung-Adresse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



# Beispiel: Verwendung von *resume*

Koroutinen-Kontrollfluss  $\langle f \rangle$  übergibt an  $\langle g \rangle$ :



Legende:

PC := Programm Counter

SP := Stack Pointer

FP := Frame Pointer

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



## ■ Aufgabe: Koroutinen-Kontrollfluss *<start>* erzeugen

### ■ Gebraucht wird dafür

1. **Stapelspeicher** (irgendwo, global) `static void* stack_start[ 256 ];`
2. **Stapelzeiger** `SP sp_start = &stack_start[ 256 ];`
3. **Startfunktion** `void start( void* param ) ...`
4. **Parameter** für die Startfunktion

### ■ 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>*)

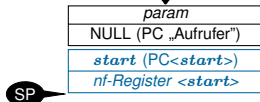
### ■ erstes *resume* macht „Rücksprung“ an den Beginn von *start*



## 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

---

Motivation

Grundbegriffe

Implementierung

**Ausblick**

    Koroutinen als Hilfsmittel für das BS

    Mehrfändigkeit

Zusammenfassung

Referenzen



- Koroutinen sind (eigentlich) ein **Sprachkonzept**
  - Multitasking auf Sprachebene
  - wir haben es hier für C/C+ (bzw. ein ABI) „nachgerüstet“
  - Kontextwechsel erfordert keine Systemprivilegien!
    - ↳ muss also **nicht zwingend** im BS-Kern erfolgen
- Voraussetzung 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
  - $\rightsquigarrow$  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

---

Motivation

Grundbegriffe

Implementierung

Ausblick

**Zusammenfassung**

Referenzen



- Ziel war die Ermöglichung von „Quasi-Parallelität“
  - Verschränkte Ausführung von Funktionen
    - Suspendierung und Reaktivierung von Funktions-Ausführungen
    - Begriff der Fortsetzung
- Routinen → asymmetrisches Fortsetzungsmodell
  - Ausführung nach LIFO (und damit nicht „quasi-parallel“)
  - CPU und Übersetzer stellen Elementaroperationen bereit
- Koroutinen → 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 → vom BS verwaltete Koroutinen



- [1] Melvin E. Conway. “Design of a separable transition-diagram compiler”. In: *Communications of the ACM* 6 (7 July 1963), pp. 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, 2009 (jährlich). URL: <http://www2.informatik.uni-erlangen.de/teaching/WS2009/UE1/index.html>.
- [3] John C. Reynolds. “The discoveries of continuations”. In: *Lisp Symb. Comput.* 6 (3-4 Nov. 1993), pp. 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, 2009 (jährlich). URL: [http://www4.informatik.uni-erlangen.de/Lehre/WS09/V\\_SP](http://www4.informatik.uni-erlangen.de/Lehre/WS09/V_SP).

