

Betriebssysteme (BS)

VL 8 – Koroutinen und Fäden

Volkmar Sieh / Daniel Lohmann

Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

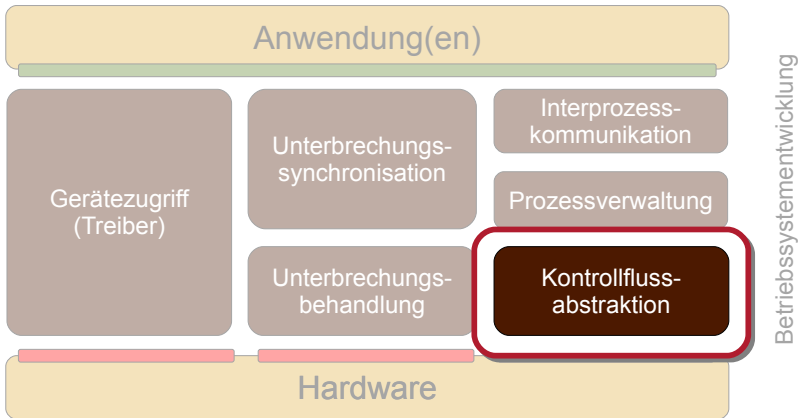
Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen Nürnberg

WS 25 – 3. Dezember 2025

<https://sys.cs.fau.de/lehre/ws25/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");  
  
    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...



```
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@fau48a>gcc-2.95 -fomit-frame-  
pointer -o coroutine coroutine.c  
lohmann@fau48a>./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 .

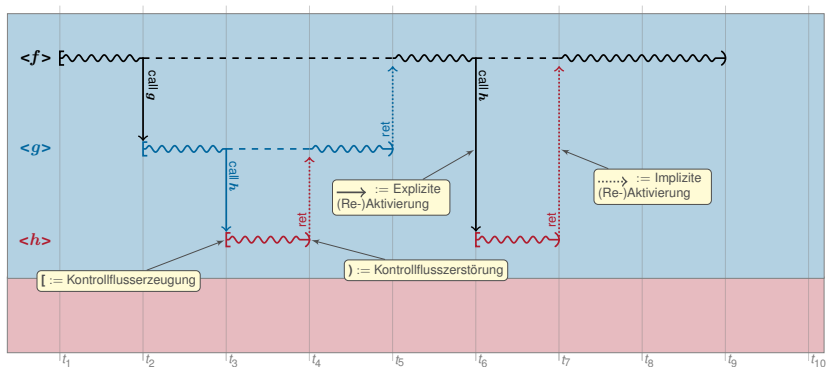


- Routinen-Kontrollflüsse werden erzeugt, gesteuert, und zerstört mit speziellen **Elementaroperationen**
 - $\langle f \rangle$ **call** g (Ausführung $\langle f \rangle$ erreicht Anweisung `call g`)
 1. **erzeugt** neue Ausführung $\langle g \rangle$ von g
 2. **suspendiert** die Ausführung $\langle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



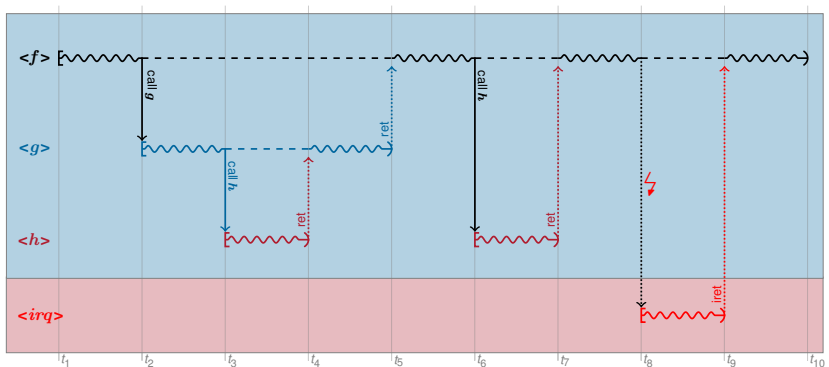
Routinen $\mapsto$ asymmetrisches Fortsetzungsmodell

- 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 $\leadsto$ 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]

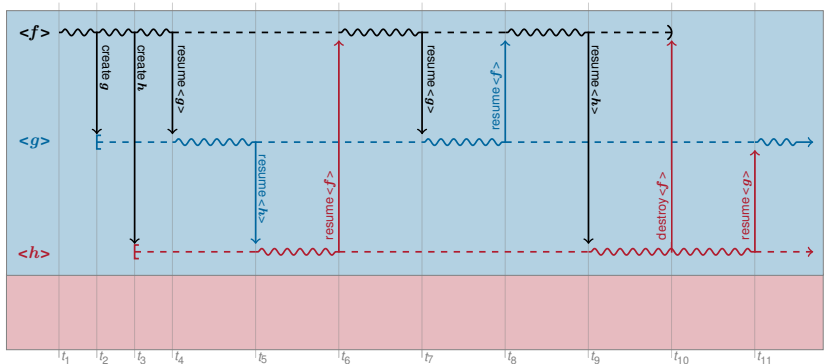
Aktivierung und Reaktivierung sind
zeitlich entkoppelt von Erzeugung und Zerstörung.

→ 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-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

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

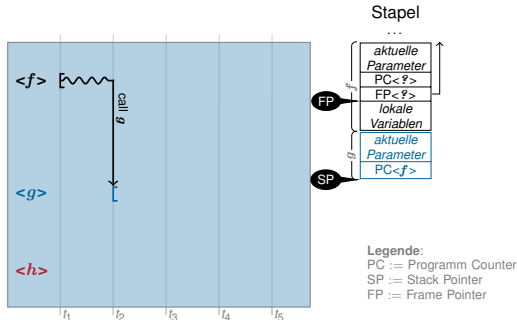
Anmerkung: Fortsetzungen

- 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 *↯*, *iret*
 - Der Compiler verwendet dafür i. a. den CPU-Stapel
 - *call*, *ret*, *push*, *pop*, ... verwenden implizit den CPU-Stapel



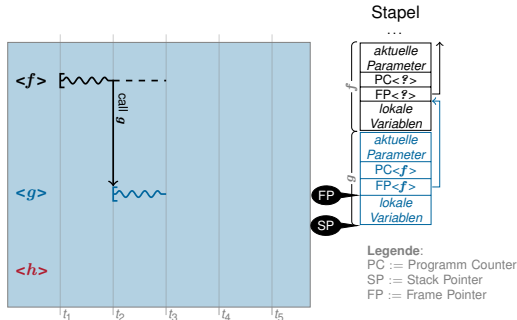
Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.

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



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

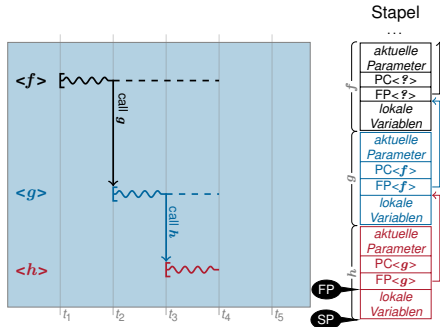


Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.



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

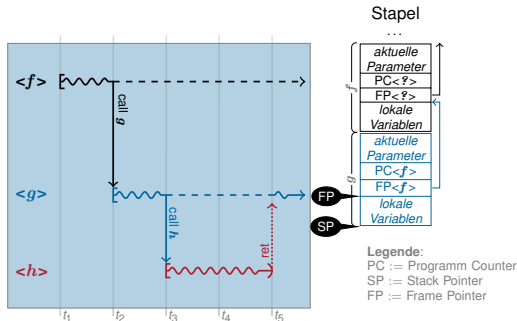


Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.



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.

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*



■ 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!



- **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 $\leadsto$ **Assembler**

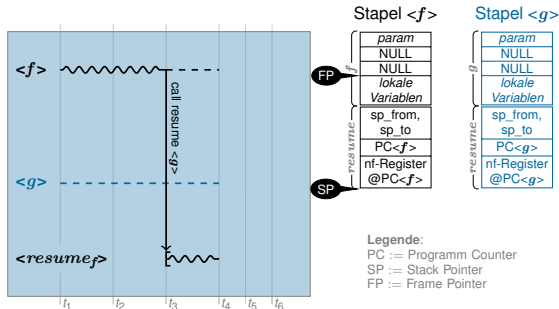
Beispiel Motorola 68000:

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

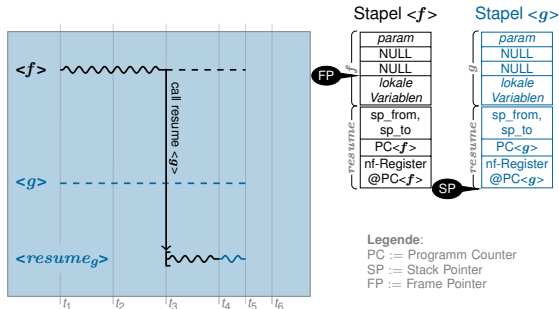


1. Koroutine $\langle f \rangle$ ist aktiv, Koroutine $\langle g \rangle$ ist suspendiert
2. $\langle f \rangle$ instantiiert den Routinen-Kontrollfluss $\langle resume_f \rangle$ und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von $\langle f \rangle$ und $\langle g \rangle$) sowie die Rücksprung-Adresse ($\rightarrow$ 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 $\langle g \rangle$:

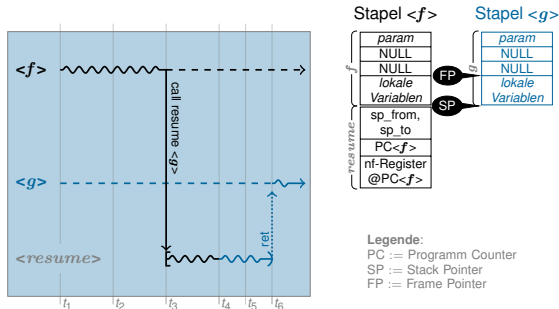


1. Koroutine $\langle f \rangle$ ist aktiv, Koroutine $\langle g \rangle$ ist suspendiert
2. $\langle f \rangle$ instantiiert den Routinen-Kontrollfluss $\langle resume_f \rangle$ und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von $\langle f \rangle$ und $\langle g \rangle$) sowie die Rücksprung-Adresse ($\rightarrow$ 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*) $\leadsto$ **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) $\leadsto$ **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



■ 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>*)

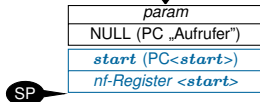
■ erstes *resume* macht „Rücksprung“ an den Beginn von *start*



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



- **Aufgabe:** Koroutinen-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

Mehrfädrigkeit

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.



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

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 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: <https://www2.cs.fau.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.

