

Betriebssysteme (BS)

VL 7 – Koroutinen und Fäden

Daniel Lohmann

Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen Nürnberg

WS 11 – 30. November 2011

http://www4.informatik.uni-erlangen.de/Lehre/WS11/V_BS

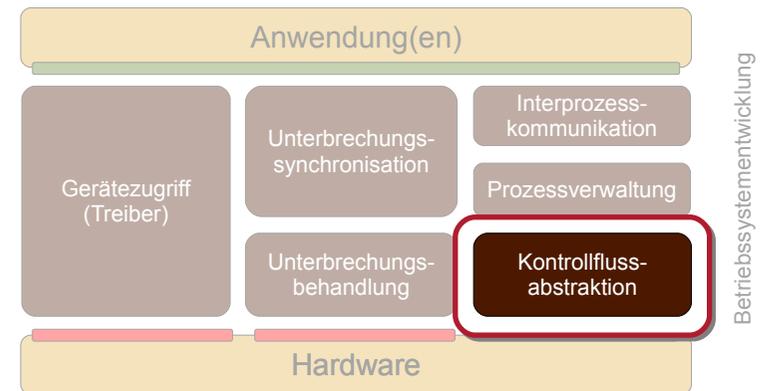


Agenda

- Motivation
- Grundbegriffe
- Implementierung
- Ausblick
- Zusammenfassung
- Referenzen



Überblick: Einordnung dieser VL



Agenda

- Motivation
- 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...



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@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.



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@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.



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

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@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
```

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!



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



Agenda

- Motivation
- **Grundbegriffe**
- Implementierung
- Ausblick
- Zusammenfassung
- Referenzen



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 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 (\rightarrow Ausführungen) deshalb hier in spitzen Klammern gesetzt:

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



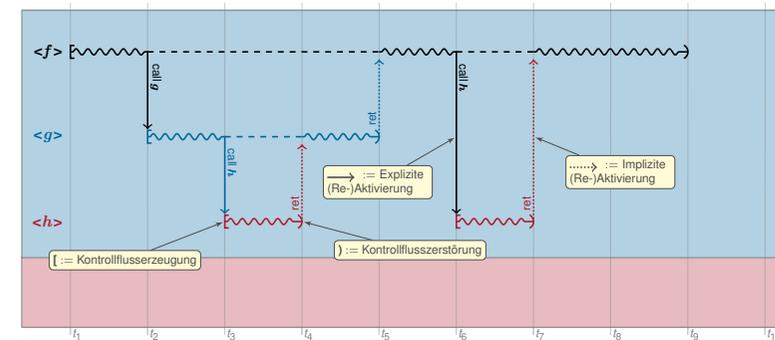
Grundbegriffe: Routine, Kontrollfluss

- 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. **zerstört** die Ausführung $\langle g \rangle$
 2. **reaktiviert** die Ausführung des Vater-Kontrollflusses (z. B. $\langle f \rangle$)



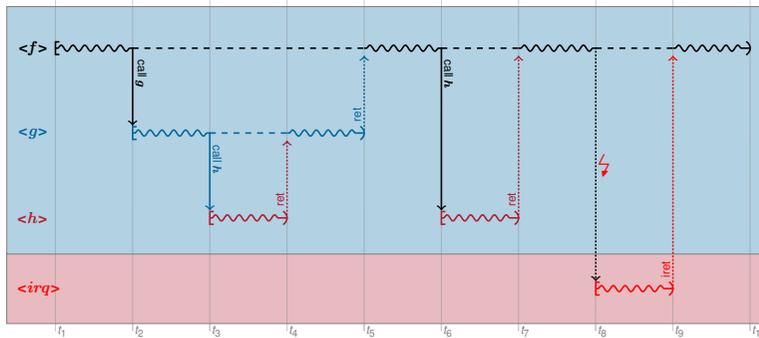
Routinen \mapsto asymmetrisches Fortsetzungsmodell

- 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



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 \sim Koroutinen-Kontrollflüsse werden (vereinfacht) ebenfalls als Koroutinen bezeichnet.



Grundbegriffe: Koroutine

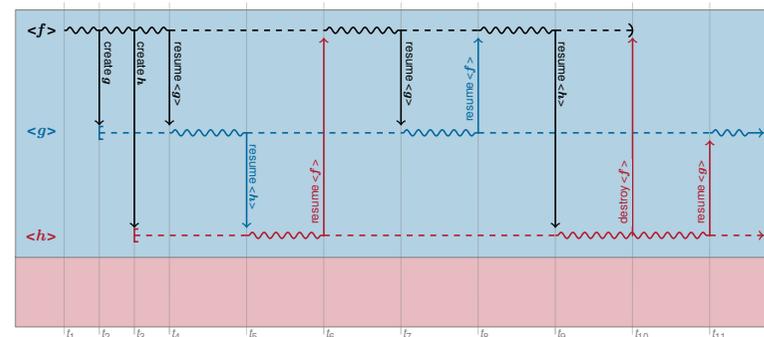
- Koroutinen-Kontrollflüsse werden erzeugt, gesteuert, und zerstört über zusätzliche **Elementaroperationen**
 - create g**
 - erzeugt** neue Koroutinen-Ausführung $\langle g \rangle$ von g
 - $\langle f \rangle$ **resume <g>**
 - supendiert** die Koroutinen-Ausführung $\langle f \rangle$
 - (re-)aktiviert** die Koroutinen-Ausführung $\langle g \rangle$
 - destroy <g>**
 - 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.
 \sim 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**
- Ausblick
- Zusammenfassung
- Referenzen



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

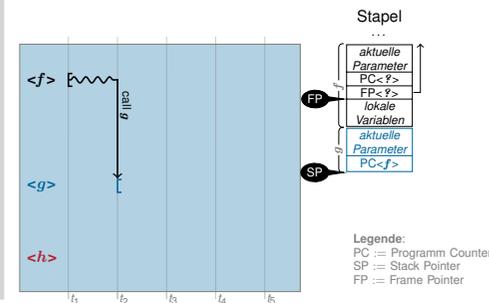
Anmerkung: Fortsetzungen

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



Routinen \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



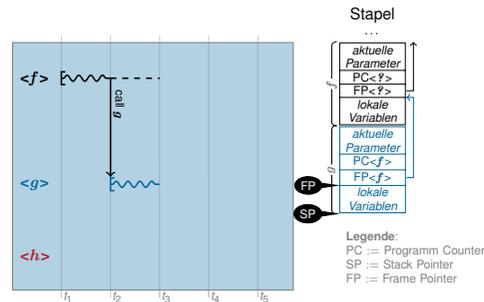
Legende:
PC := Programm Counter
SP := Stack Pointer
FP := Frame Pointer

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

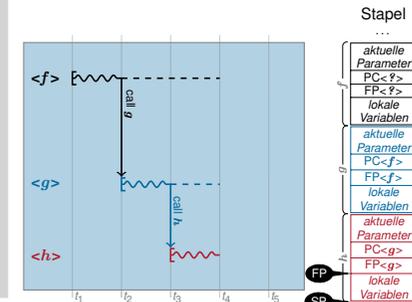


Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.
(vgl. auch [UE1, 07-8ff])



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

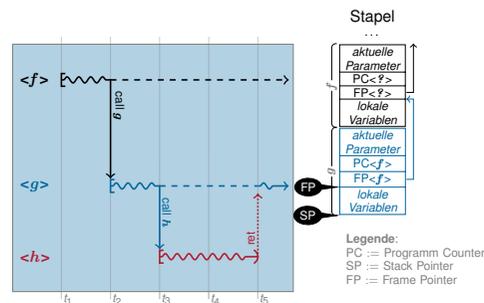


Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.
(vgl. auch [UE1, 07-8ff])



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 *↵*, *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 → 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 ~ nichtflüchtige Register über Wechsel erhalten
 - Fortsetzungs-Stapel ~ 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 → 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
- ~ diese müssen explizit **gesichert** und **restauriert** werden
- Viele Implementierungsvarianten sind denkbar
 - nicht-flüchtige Register in eigener Struktur sichern (~ 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 ~ Assembler

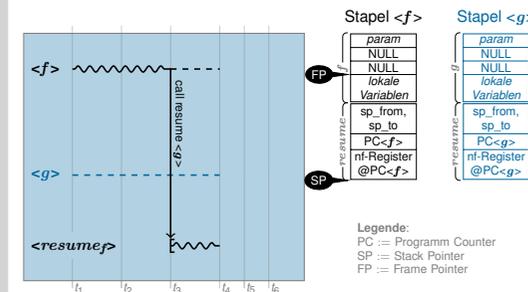
Beispiel Motorola 68000:

```
// 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>:

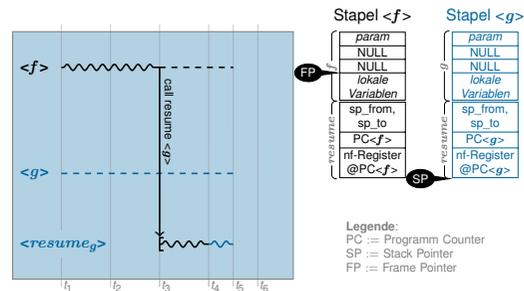


- Koroutine <f> ist aktiv, Koroutine <g> ist suspendiert
- <f> instantiiert den Routinen-Kontrollfluss <resume_f> und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von <f> und <g>) sowie die Rücksprung-Adresse (→ Fortsetzung von <f>) auf den Stapel.
- <resume_f> sichert nicht-flüchtige Register von <f> auf dem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



Beispiel: Verwendung von *resume*

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

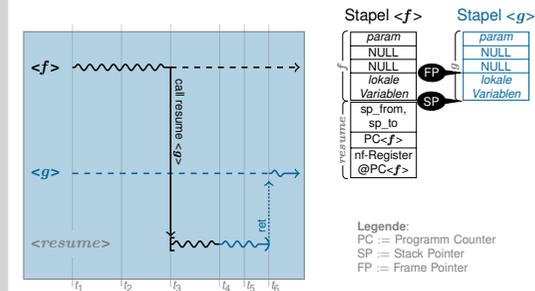


1. Koroutine $\langle f \rangle$ ist aktiv, Koroutine $\langle g \rangle$ ist suspendiert
2. $\langle f \rangle$ instantiiert den Routinen-Kontrollfluss $\langle resume_g \rangle$ und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von $\langle f \rangle$ und $\langle g \rangle$) sowie die Rücksprung-Adresse (\rightarrow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



Implementierung: *create*

■ Aufgabe: Koroutinen-Kontrollfluss $\langle start \rangle$ 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 $\langle start \rangle$ bereits *resume* als Routine aufgerufen
 1. Rahmen der Startfunktion selber (erzeugt vom „virtuellen Aufrufer“)
 2. Rahmen von *resume* (enthält Fortsetzung in $\langle start \rangle$)
- erstes *resume* macht „Rücksprung“ an den Beginn von *start*

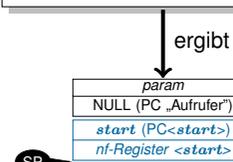


Implementierung: *create*

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)
}
```



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:** Koroutinen-Kontrollfluss zerstören
- **Ansatz:** Kontrollfluss-Kontext freigeben
 - entspricht Freigabe der Kontextvariablen (↔ Stapelzeiger)
 - Stapelspeicher kann anschließend anderweitig verwendet werden

Das ist wenigstens mal einfach :-)



Agenda

- Motivation
- Grundbegriffe
- Implementierung
- **Ausblick**
- Zusammenfassung
- Referenzen



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!
~ 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
 - ~ 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



Zusammenfassung: Quasi-Parallelität

- 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



Referenzen

- [1] Melvin E. Conway. "Design of a separable transition-diagram compiler". In: *Communications of the ACM* 6 (7 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 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.

