

Betriebssystembau (BSB)

VL 8 – Koroutinen und Fäden

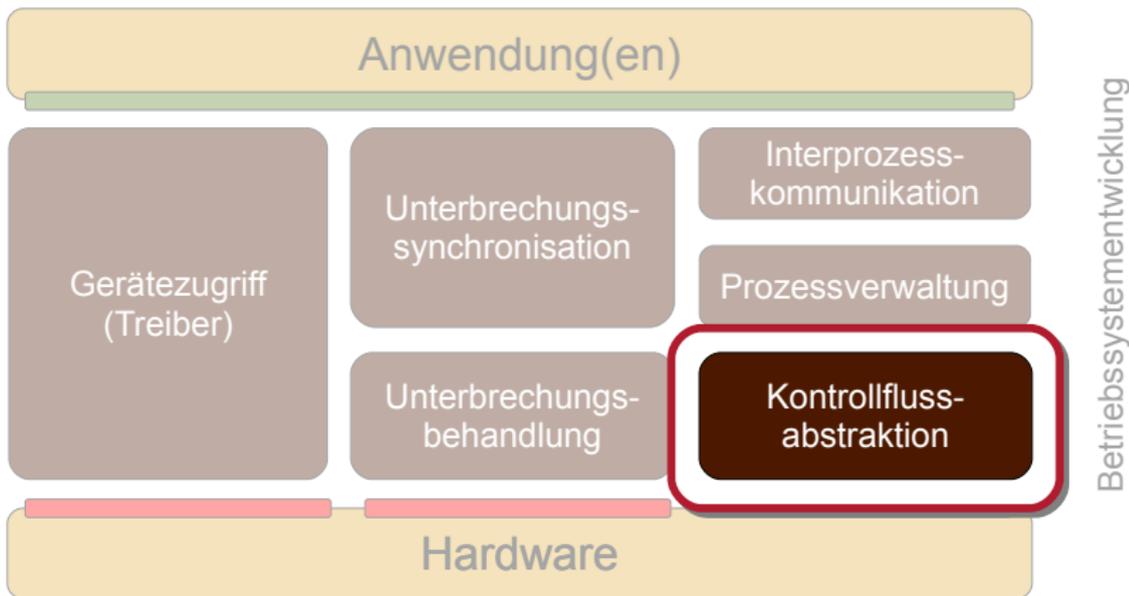
Peter Ulbrich

Lehrstuhl für Informatik 12 – Arbeitsgruppe Systemsoftware
Technische Universität Dortmund

<https://sys.cs.tu-dortmund.de/de/lehre/ws22/bsb>

WS 22 – 28. November 2022

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@fai48a>gcc-2.95 -fomit-frame-
pointer -o coroutine coroutine.c
lohmann@fai48a>./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@fai48a>gcc-2.95 -fomit-frame-
pointer -o coroutine coroutine.c
lohmann@fai48a>./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)

Agenda

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 .

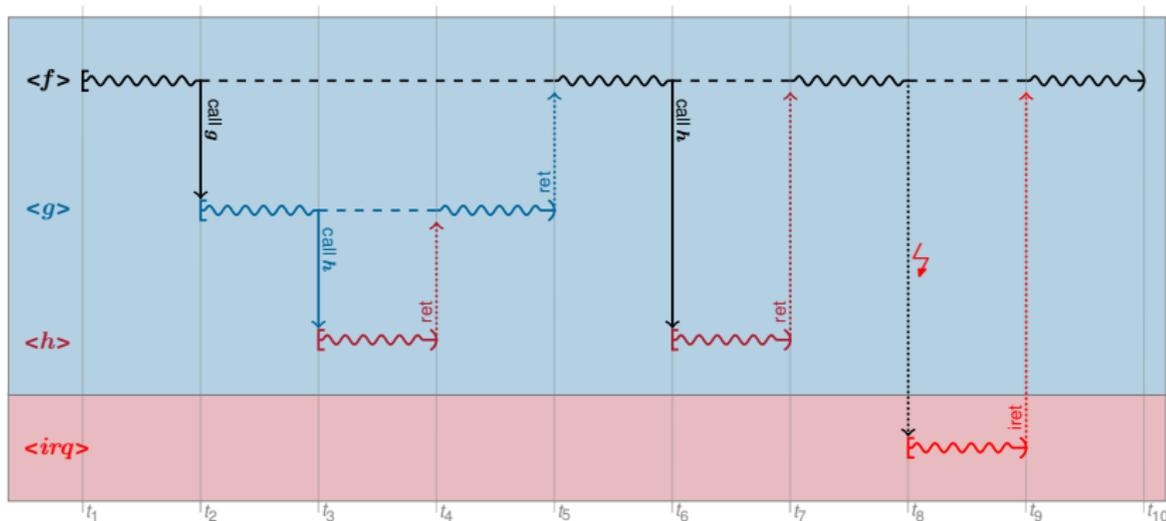


- Routinen-Kontrollflüsse werden erzeugt, gesteuert, und zerstört mit speziellen **Elementaroperationen**
 - $\langle f \rangle$ *call* g (Ausführung $\langle f \rangle$ erreicht Anweisung `call g`)
 1. **erzeugt** neue Ausführung $\langle g \rangle$ von g
 2. **suspendiert** die Ausführung $\langle f \rangle$
 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

- 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. **supendiert** die Koroutinen-Ausführung $\langle f \rangle$
2. **(re-)aktiviert** die Koroutinen-Ausführung $\langle g \rangle$

- *destroy* $\langle g \rangle$

1. **zerstört** die Koroutinen-Ausführung $\langle g \rangle$

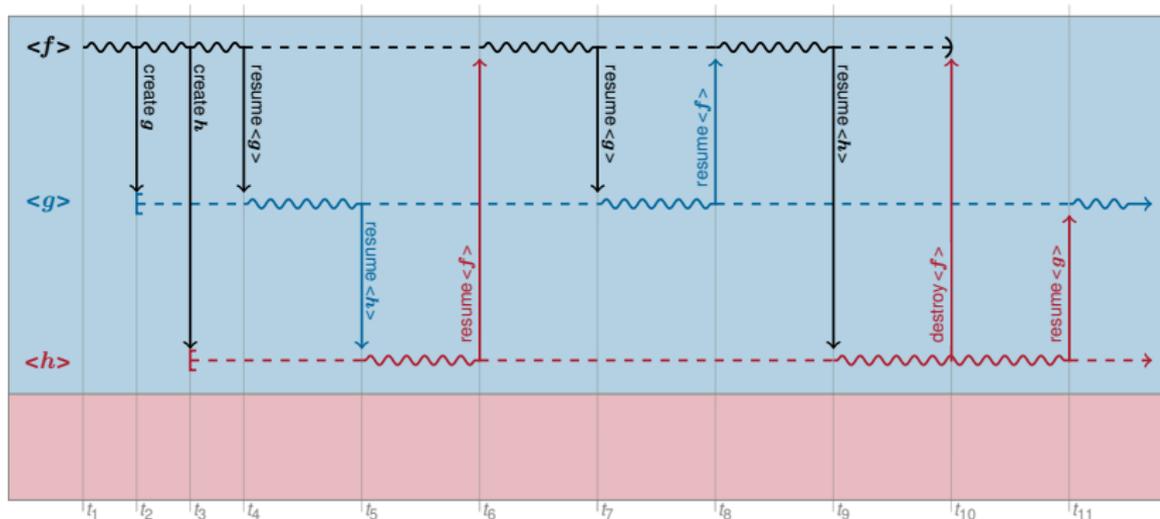
Unterschied zu Routinen-Kontrollflüssen: [BS, C 10-8]

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 **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

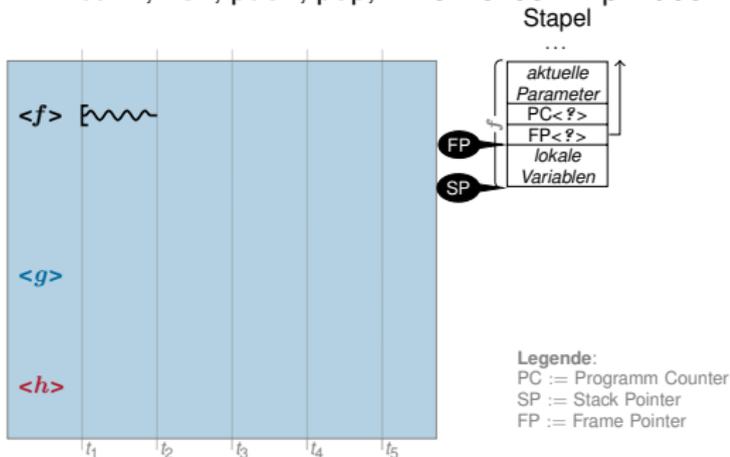
Anmerkung: Fortsetzungen

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

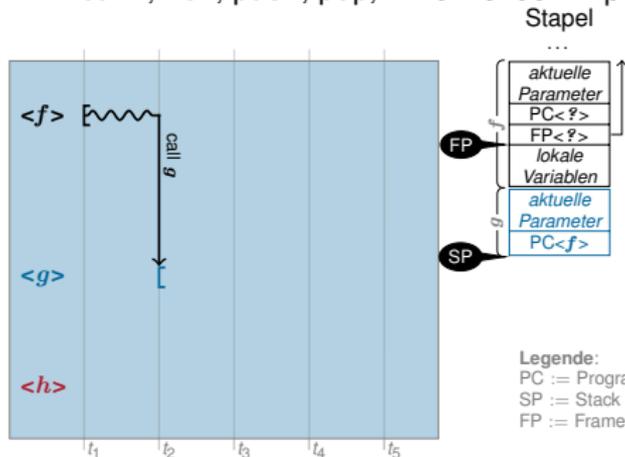


Für jeden Routinen-Kontrollfluss legen **CPU** und **Compiler** einen **Rahmen** an. Dieser enthält die **Fortsetzung** des Aufrufers.

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

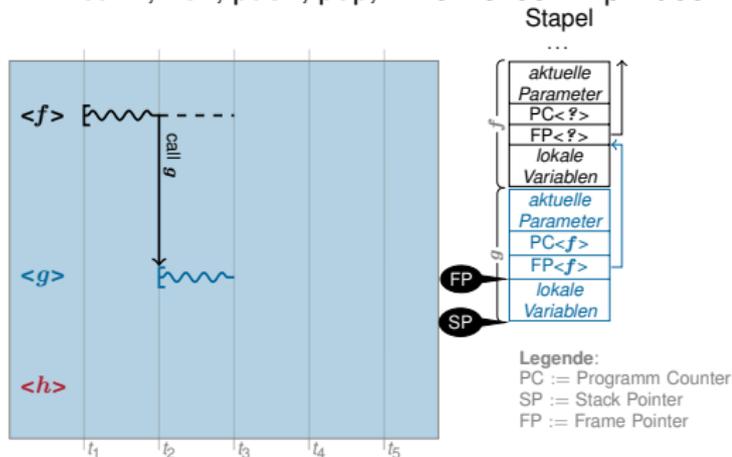


Legende:
PC := Programm Counter
SP := Stack Pointer
FP := Frame Pointer

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

Routinen \mapsto asymmetrisches Fortsetzungsmodell

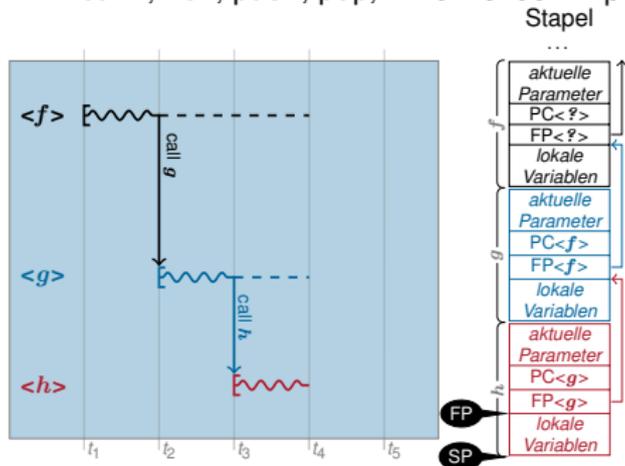
- Routinen-Fortsetzungen werden i. a. auf einem **Stapel** instantiiert
 - in Form von **Stapel-Rahmen**, erzeugt und zerstört durch
 - **Compiler** (explizit) und **CPU** (implizit) bei *call*, *ret*
 - **Kopplungsfunktion** (explizit) und **CPU** (implizit) bei *↵*, *iret*
 - Der Compiler verwendet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

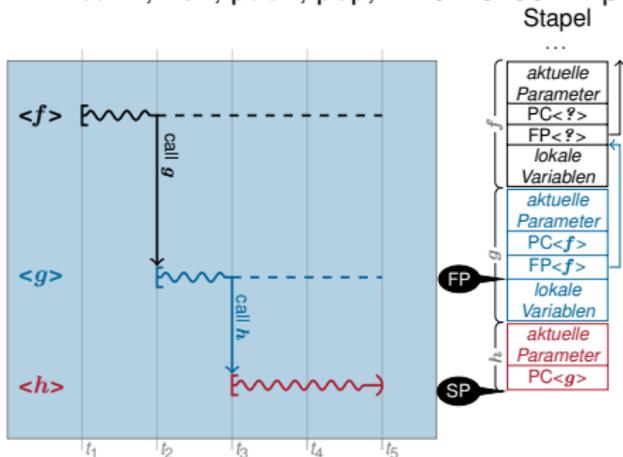
- Routinen-Fortsetzungen werden i. a. auf einem **Stapel** instantiiert
 - in Form von **Stapel-Rahmen**, erzeugt und zerstört durch
 - **Compiler** (explizit) und **CPU** (implizit) bei *call*, *ret*
 - **Kopplungsfunktion** (explizit) und **CPU** (implizit) bei \swarrow , *iret*
 - Der Compiler verwendet 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

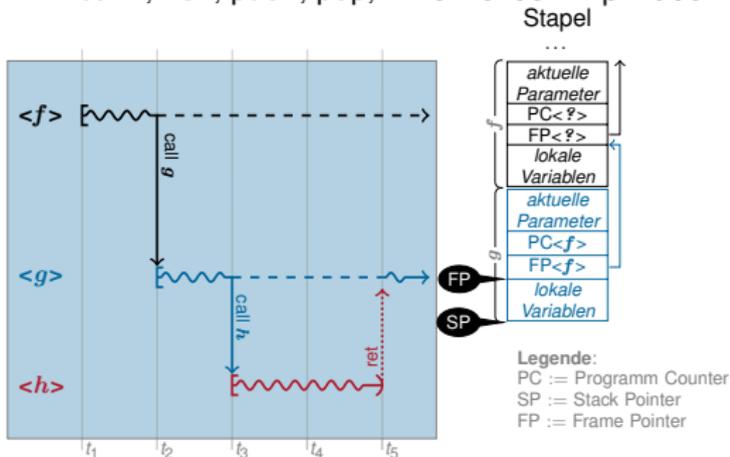
- Routinen-Fortsetzungen werden i. a. auf einem **Stapel** instantiiert
 - in Form von **Stapel-Rahmen**, erzeugt und zerstört durch
 - **Compiler** (explizit) und **CPU** (implizit) bei *call*, *ret*
 - **Kopplungsfunktion** (explizit) und **CPU** (implizit) bei \swarrow , *iret*
 - Der Compiler verwendet 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 \swarrow , *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 [2]
Routinen-Fortsetzungen implementieren
 - 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 nichtflüchtige 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
```



■ 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 \leadsto **Assembler**

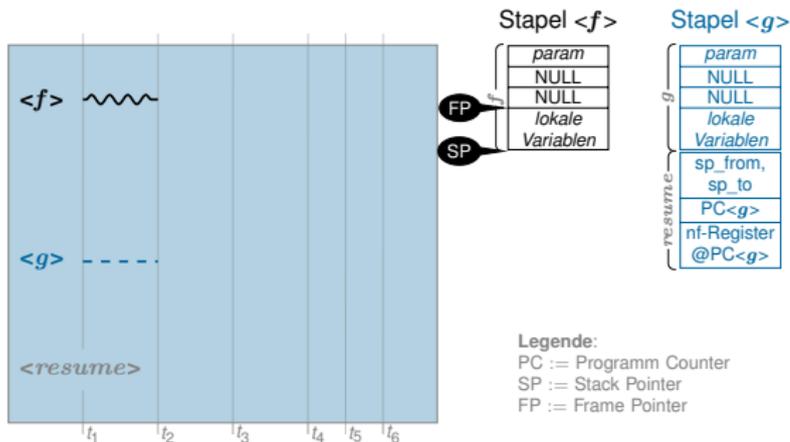
Beispiel Motorola 68000:

```
// 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 $\langle g \rangle$:

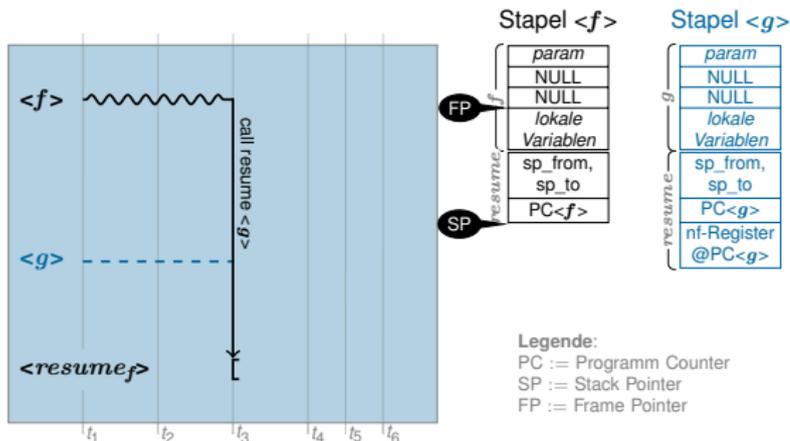


1. Koroutine $\langle f \rangle$ ist aktiv, Koroutine $\langle g \rangle$ ist suspendiert



Beispiel: Verwendung von *resume*

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

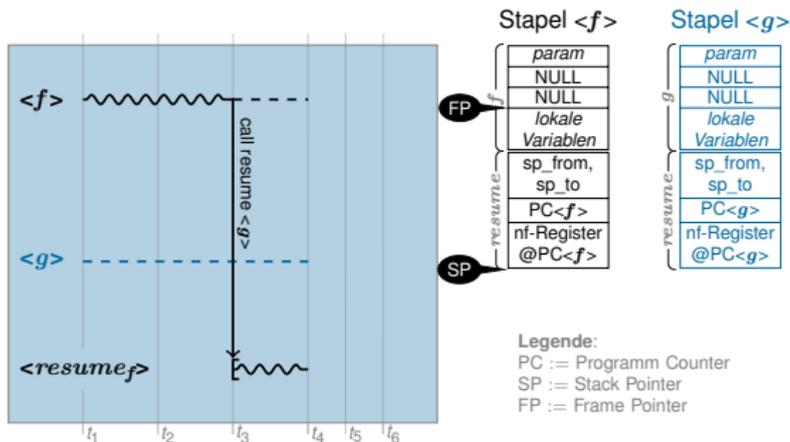


1. Koroutine $\langle f \rangle$ ist aktiv, Koroutine $\langle g \rangle$ ist suspendiert
2. $\langle f \rangle$ instantiiert den Routinen-Kontrollfluss $\langle resume_f \rangle$ und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von $\langle f \rangle$ und $\langle g \rangle$) sowie die Rücksprung-Adresse (\rightarrow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



Beispiel: Verwendung von *resume*

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

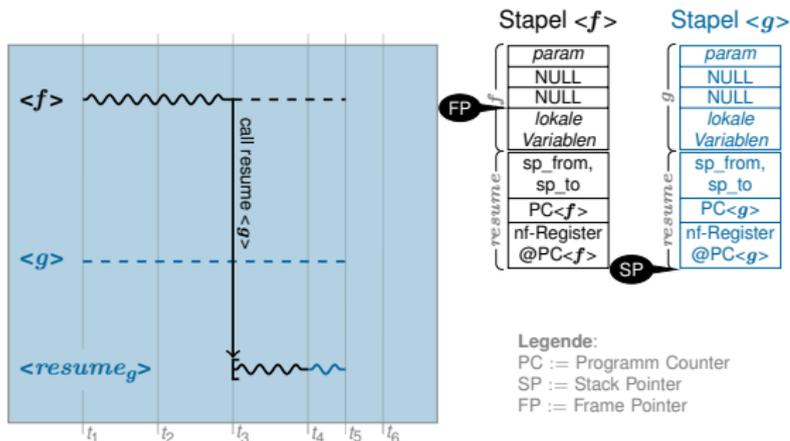


1. Koroutine $\langle f \rangle$ ist aktiv, Koroutine $\langle g \rangle$ ist suspendiert
2. $\langle f \rangle$ instantiiert den Routinen-Kontrollfluss $\langle resume_f \rangle$ und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von $\langle f \rangle$ und $\langle g \rangle$) sowie die Rücksprung-Adresse (\rightarrow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



Beispiel: Verwendung von *resume*

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

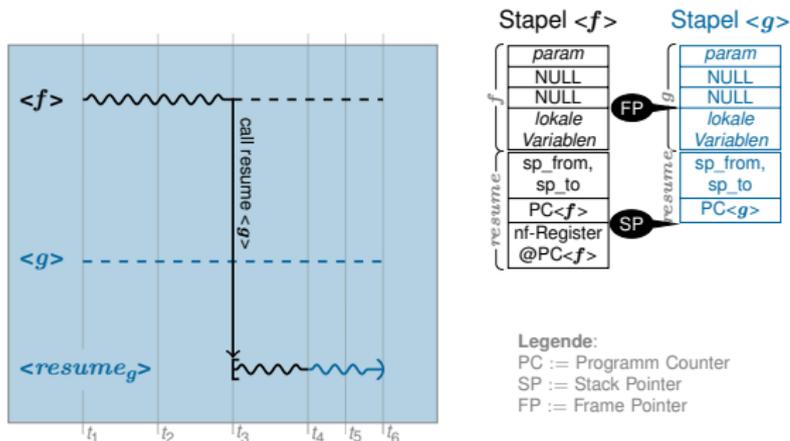


1. Koroutine $\langle f \rangle$ ist aktiv, Koroutine $\langle g \rangle$ ist suspendiert
2. $\langle f \rangle$ instantiiert den Routinen-Kontrollfluss $\langle resume_f \rangle$ und legt dazu Parameter (Stapelvariablen von $\langle f \rangle$ und $\langle g \rangle$) sowie die Rücksprung-Adresse (\rightarrow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



Beispiel: Verwendung von *resume*

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



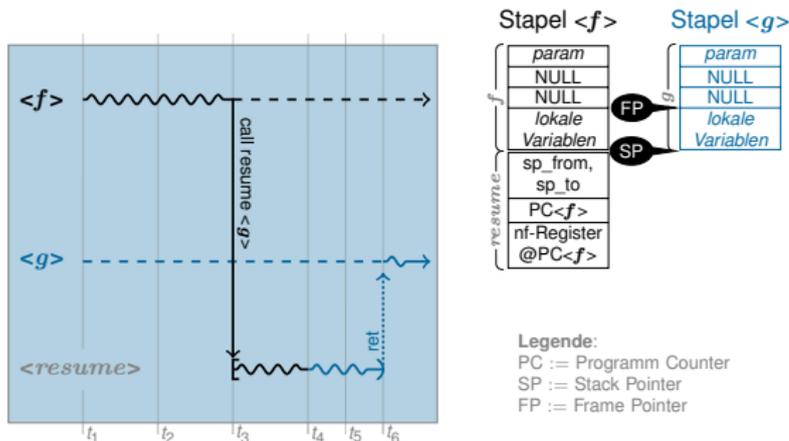
Legende:
 PC := Programm Counter
 SP := Stack Pointer
 FP := Frame Pointer

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.



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

■ 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*

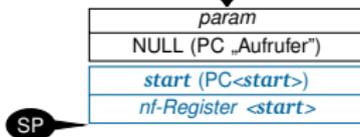


Implementierung: *create*

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)  
}
```

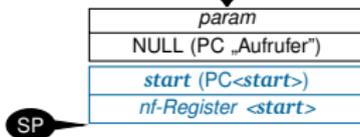
ergibt



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 (↪ Stapelzeiger)
 - Stapelspeicher kann anschließend anderweitig verwendet werden

Das ist wenigstens mal einfach :-)



Agenda

Motivation

Grundbegriffe

Implementierung

Ausblick

- Koroutinen als Hilfsmittel für das BS

- Mehrfädigkeit

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
 - ...



- 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
 - \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**



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 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.
- [BS] Peter Ulbrich. *Betriebssysteme*. Vorlesung mit Übung. Technische Universität Dortmund, Lehrstuhl für Informatik 12, 2021 (jährlich). url: <https://sys-sideshow.cs.tu-dortmund.de/Teaching/SS2021/BS/>.

