Verlässliche Echtzeitsysteme

Verifikation nicht-funktionaler Eigenschaften

Peter Ulbrich

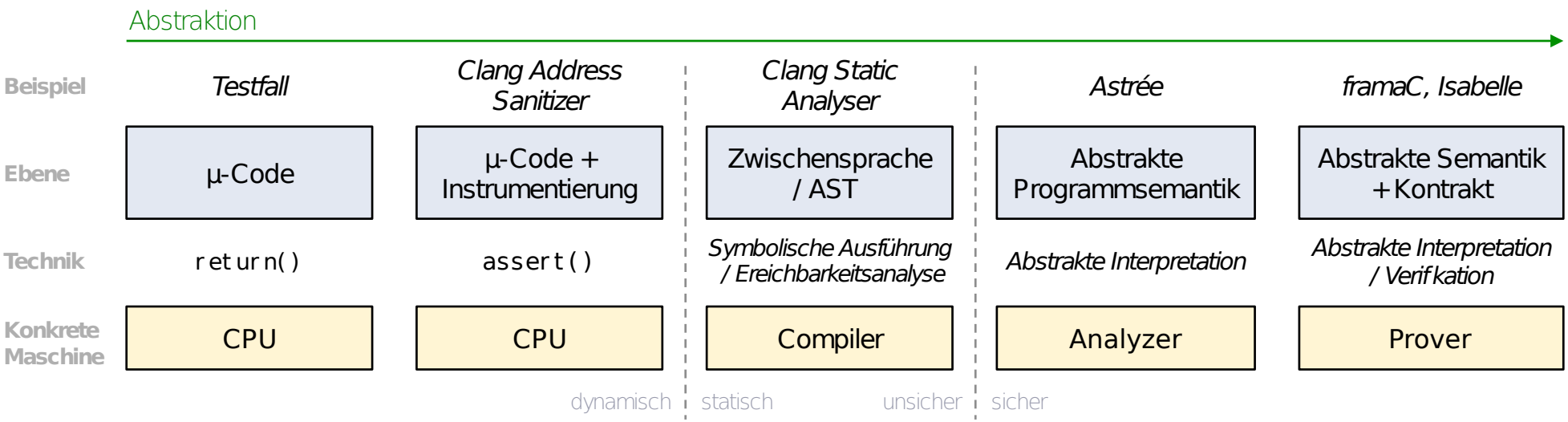
Lehrstuhl für Informatik 12 – Arbeitsgruppe Systemsoftware

Technische Universität Dortmund

`https://sys.cs.tu-dortmund.de`

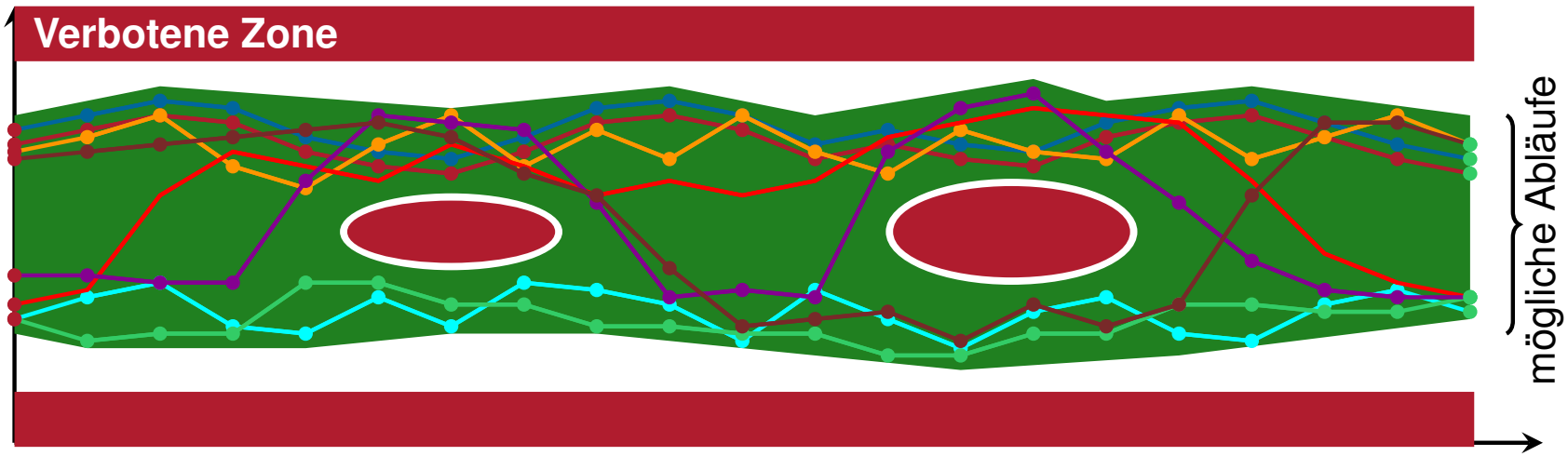
KW49 2021

Wiederholung: Verifikationsverfahren



- Statisch versus dynamisch
  - Nutzung der konkreten/abstrakten Programmsemantik (siehe Folien VIII/15 ff)
  - Konkrete Ausführung (Maschine) hängt jedoch von der Betrachtungsebene ab!
- Sicher versus unsicher
  - Vollständigkeit der Analyse (sicher $\mapsto$ 100 %, siehe Folien VIII/20 ff)
  - Steht im Bezug zu einer bestimmten Spezifikation (z.B. C-Standard bei Astrée)

Wiederholung: Abstrakte Interpretation (vgl. VIII/20 ff)



- Abstrakte Interpretation (engl. *abstract interpretation*)
  - Betrachtet eine abstrakte Semantik (engl. *abstract semantics*)
    - Sie umfasst alle Fälle der konkreten Programmsemantik
  - Sicherheitszonen beschreiben fehlerhafte Zustände
  - Ist die abstrakte Semantik sicher ⇒ konkrete Semantik ist sicher

Übersicht und Problemstellung

Abstrakte Interpretation für Laufzeitfehler ist nicht genug!

- Bislang stand Verifikation des korrekten Verhaltens im Vordergrund
  - Abstrakte Interpretation:
    Abwesenheit von Laufzeitfehlern (Sprachstandard, nicht-funktional)

Übersicht und Problemstellung

Abstrakte Interpretation für Laufzeitfehler ist nicht genug!

- Bislang stand Verifikation des korrekten Verhaltens im Vordergrund
  - Abstrakte Interpretation:
    Abwesenheit von Laufzeitfehlern (Sprachstandard, nicht-funktional)

⚠ Dies ist notwendig jedoch nicht hinreichend

→ Einfluss nicht-funktionaler Eigenschaften der Ausführungsumgebung

- Anwendung ist in die Umwelt eingebettet!
- Exemplarisch: Speicherverbrauch und Laufzeit

Übersicht und Problemstellung

Abstrakte Interpretation für Laufzeitfehler ist nicht genug!

- Bislang stand Verifikation des korrekten Verhaltens im Vordergrund
  - Abstrakte Interpretation:
    Abwesenheit von Laufzeitfehlern (Sprachstandard, nicht-funktional)

⚠ Dies ist notwendig jedoch nicht hinreichend

→ Einfluss nicht-funktionaler Eigenschaften der Ausführungsumgebung

- Anwendung ist in die Umwelt eingebettet!
- Exemplarisch: Speicherverbrauch und Laufzeit

☞ Einhaltung bestimmter nicht-funktionaler Eigenschaften garantieren?

- Speicherverbrauch: Worst-Case Stack Usage (WCSU, siehe **??** ff)
- Laufzeit: Worst-Case Execution Time (WCET, siehe **??** ff)

→ Messung versus statische Analyse

Gliederung

Speicherverbrauch im Überblick

☞ Betrachtung des Speicherverbrauchs nach Lokalität

- Festwertspeicher (engl. *Read Only Memory, ROM*)
  - Umfasst die Übersetzungseinheiten (Funktionen und Konstanten)
  - Architekturabhängig (Wortbreite, Optimierungsstufe, Inlining, . . .)
  - Größe ist dem Compiler/Linker statisch bekannt:

```
gcc -Wl,-Map,PROGRAM.map *.o -o PROGRAM
```

Speicherverbrauch im Überblick

☞ Betrachtung des Speicherverbrauchs nach Lokalität

- Festwertspeicher (engl. *Read Only Memory, ROM*)
  - Umfasst die Übersetzungseinheiten (Funktionen und Konstanten)
  - Architekturabhängig (Wortbreite, Optimierungsstufe, Inlining, . . .)
  - Größe ist dem Compiler/Linker statisch bekannt:

    ```
    gcc -Wl,-Map,PROGRAM.map *.o -o PROGRAM
    ```

- Direktzugriffsspeicher (engl. *Random Access Memory, RAM*)
  - In eingebetteten Systemen typischerweise statisch allokiert (globale Variablen & Stapelspeicher-Konfiguration)
  - Permanenter Verbrauch (architekturabhängig) ebenso statisch bekannt

Speicherverbrauch im Überblick

☞ Betrachtung des Speicherverbrauchs nach Lokalität

- Festwertspeicher (engl. *Read Only Memory, ROM*)
  - Umfasst die Übersetzungseinheiten (Funktionen und Konstanten)
  - Architekturabhängig (Wortbreite, Optimierungsstufe, Inlining, . . .)
  - Größe ist dem Compiler/Linker statisch bekannt:

    ```
    gcc -Wl,-Map,PROGRAM.map *.o -o PROGRAM
    ```

- Direktzugriffsspeicher (engl. *Random Access Memory, RAM*)
  - In eingebetteten Systemen typischerweise statisch allokiert (globale Variablen & Stapelspeicher-Konfiguration)
  - Permanenter Verbrauch (architekturabhängig) ebenso statisch bekannt

Dynamischer Speicher in eingebetteten Systemen

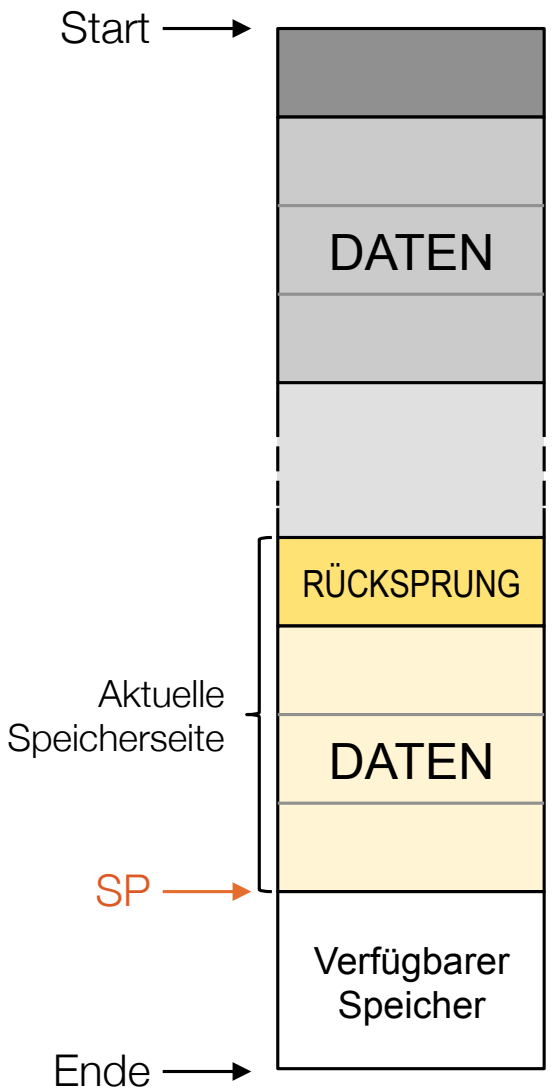
Wird typischerweise auf den Stapelspeicher (engl. *Stack*) abgebildet

Der Stapelspeicher (Stack)

Dynamische Nutzung von Speicher ist eingebetteten Systemen

☞ Stapelspeicher wird verwendet für:

- Lokale Variablen und Zwischenwerte
- Funktionsparameter
- Rücksprungadressen



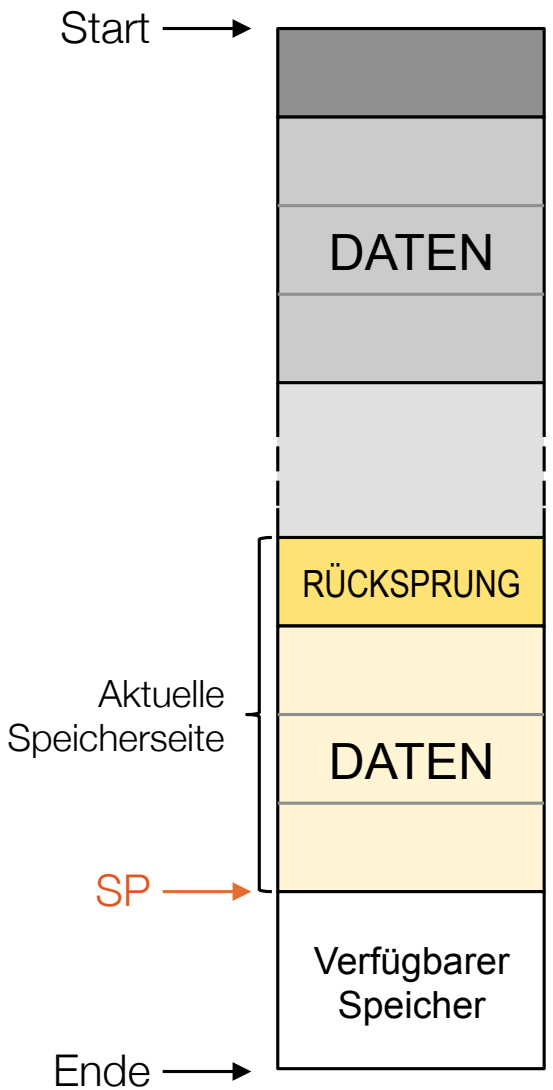
Der Stapelspeicher (Stack)

Dynamische Nutzung von Speicher ist eingebetteten Systemen

☞ Stapelspeicher wird verwendet für:

- Lokale Variablen und Zwischenwerte
- Funktionsparameter
- Rücksprungadressen

⚠ Größe wird zur Übersetzungszeit festgelegt



Der Stapelspeicher (Stack)

Dynamische Nutzung von Speicher ist eingebetteten Systemen

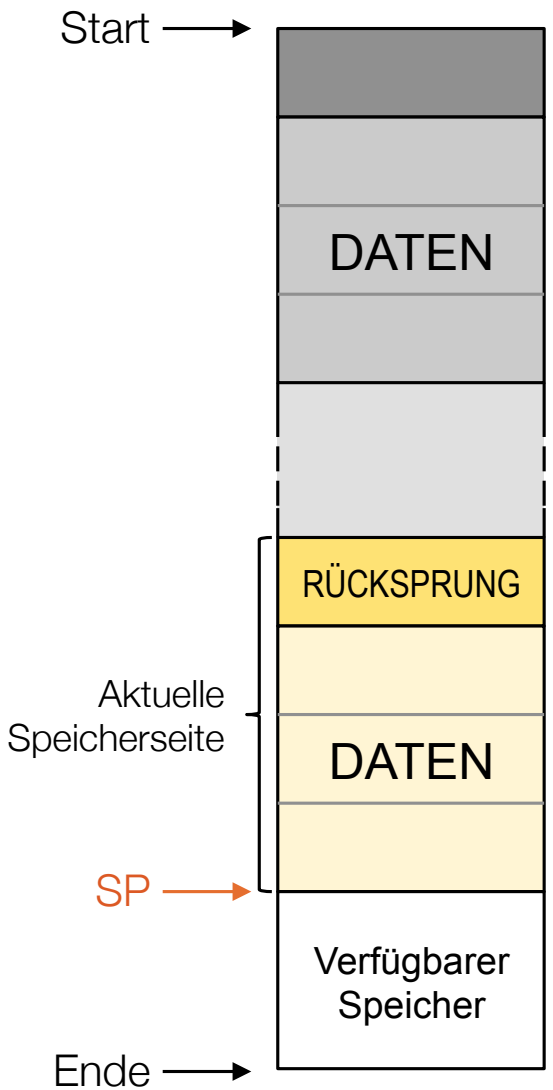
☞ Stapelspeicher wird verwendet für:

- Lokale Variablen und Zwischenwerte
- Funktionsparameter
- Rücksprungadressen

⚠ Größe wird zur Übersetzungszeit festgelegt

Fehlerquelle Stapelspeicher

- Unterdimensionierung $\rightsquigarrow$ Überlauf
- Größenbestimmung $\approx$ Halteproblem



Problem: Maximaler Speicherverbrauch

Fallbeispiel: Stellwerk Hamburg-Altona [**?**]

- **Elektronisches Stellwerk**
  - Hersteller: Siemens
  - Simis-3216 (i486)
  - Inbetriebnahme: 12. März 1995
  - Kosten: 62,6 Mio DM
  - Ersetzte 8 Stellwerke (1911-52)

Problem: Maximaler Speicherverbrauch

Fallbeispiel: Stellwerk Hamburg-Altona [**?**]

- **Elektronisches Stellwerk**
  - Hersteller: Siemens
  - Simis-3216 (i486)
  - Inbetriebnahme: 12. März 1995
  - Kosten: 62,6 Mio DM
  - Ersetzte 8 Stellwerke (1911-52)

⚠ Dynamische Verwaltung der Stellbefehle auf dem Stapelspeicher

- Initial 3.5 KiB $\rightsquigarrow$ zu klein schon für normalen Verkehr
- Fehlerbehandlungsroutine fehlerhaft $\rightsquigarrow$ Endlosschleife
- Notabschaltung durch Sicherungsmaßnahmen (fail-stop)

Problem: Maximaler Speicherverbrauch

Fallbeispiel: Stellwerk Hamburg-Altona [**?**]

- **Elektronisches Stellwerk**
  - Hersteller: Siemens
  - Simis-3216 (i486)
  - Inbetriebnahme: 12. März 1995
  - Kosten: 62,6 Mio DM
  - Ersetzte 8 Stellwerke (1911-52)

⚠ Dynamische Verwaltung der Stellbefehle auf dem Stapelspeicher

- Initial 3.5 KiB $\rightsquigarrow$ zu klein schon für normalen Verkehr
- Fehlerbehandlungsroutine fehlerhaft $\rightsquigarrow$ Endlosschleife
- Notabschaltung durch Sicherungsmaßnahmen (fail-stop)

Ausfall am Tag der Inbetriebnahme

Kein Schienenverkehr für **2 Tage**, 2 Monate Notfahrplan

Bestimmung des Stapelspeicherverbrauchs

☞ Überabschätzung führt zu unnötigen Kosten

Bestimmung des Stapelspeicherverbrauchs

☞ Überabschätzung führt zu unnötigen Kosten

⚠ Unterabschätzung des Speicherverbrauchs führt zu Stapelüberlauf

- Schwerwiegendes und komplexes Fehlermuster
- Undefiniertes Verhalten, Datenfehler oder Programmabsturz

→ Schwer zu finden, reproduzieren und beheben!

Bestimmung des Stapelspeicherverbrauchs

☞ Überabschätzung führt zu unnötigen Kosten

⚠ Unterabschätzung des Speicherverbrauchs führt zu Stapelüberlauf

- Schwerwiegendes und komplexes Fehlermuster
- Undefiniertes Verhalten, Datenfehler oder Programmabsturz

→ Schwer zu finden, reproduzieren und beheben!

- Voraussetzungen für sinnvolle Analyse
  - Zyklische Ausführungspfade vermeiden
  - Keine Rekursion, Funktionszeiger, dynamischer Speicher

Bestimmung des Stapelspeicherverbrauchs

☞ Überabschätzung führt zu unnötigen Kosten

⚠ Unterabschätzung des Speicherverbrauchs führt zu Stapelüberlauf

- Schwerwiegendes und komplexes Fehlermuster
- Undefiniertes Verhalten, Datenfehler oder Programmabsturz

→ Schwer zu finden, reproduzieren und beheben!

- Voraussetzungen für sinnvolle Analyse
  - Zyklische Ausführungspfade vermeiden
  - Keine Rekursion, Funktionszeiger, dynamischer Speicher

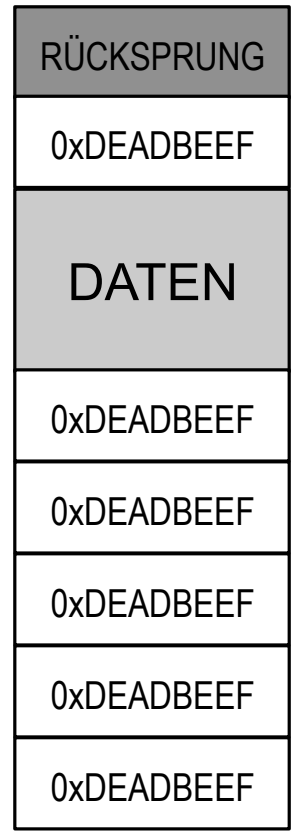
⚠ Analyse gängiger Compiler

- `gcc -fstack-usage` ist nicht genug
- Richtwert bei der Entwicklung einzelner Funktionen

Messung des Stapelspeicherverbrauchs

Analog zum dynamischen Testen (siehe Folie VII/19 ff.)

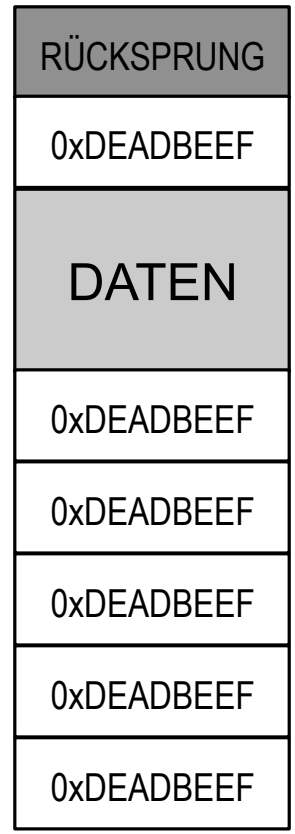
- Messung (Water-Marking, Stack Canaries)
  - Stapelspeicher wird vorinitialisiert (z.B. `0xDEADBEEF`)
  - Maximaler Verbrauch der Ausführung
    $\leadsto$ höchste Speicherstelle ohne Wasserzeichen
  - Auf Rücksprungadressen anwendbar



Messung des Stapelspeicherverbrauchs

Analog zum dynamischen Testen (siehe Folie VII/19 ff.)

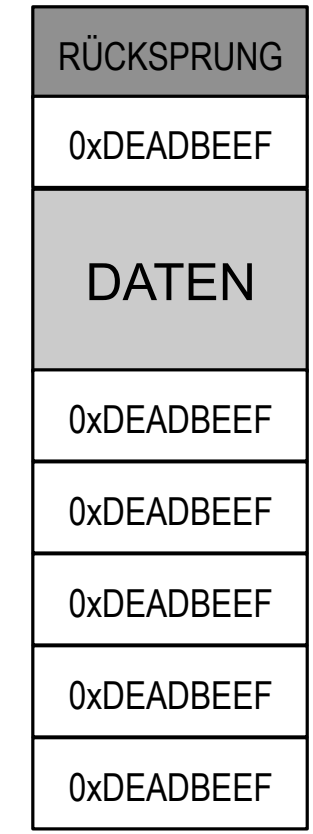
- Messung (Water-Marking, Stack Canaries)
  - Stapelspeicher wird vorinitialisiert (z.B. `0xDEADBEEF`)
  - Maximaler Verbrauch der Ausführung
    $\leadsto$ höchste Speicherstelle ohne Wasserzeichen
  - Auf Rücksprungadressen anwendbar
- Systemüberwachung zur Laufzeit
  - Verfahren gut geeignet zur dynamischen Fehlererkennung
  - Stack Check (o.ä.) in AUTOSAR, OSEK, ...



Messung des Stapelspeicherverbrauchs

Analog zum dynamischen Testen (siehe Folie VII/19 ff.)

- Messung (Water-Marking, Stack Canaries)
  - Stapelspeicher wird vorinitialisiert (z.B. `0xDEADBEEF`)
  - Maximaler Verbrauch der Ausführung
    $\rightsquigarrow$ höchste Speicherstelle ohne Wasserzeichen
  - Auf Rücksprungadressen anwendbar



- Systemüberwachung zur Laufzeit
  - Verfahren gut geeignet zur dynamischen Fehlererkennung
  - Stack Check (o.ä.) in AUTOSAR, OSEK, ...

⚠ Keine Aussagen zum maximalen Speicherverbrauch

- Liefert nur den konkreten Verbrauch der Messungen
- Fehleranfällig und aufwendig
- Keine Garantien möglich!

Herausforderung Analyse

Wenn Zählen so einfach wäre . . .

```
1  unsigned int function(unsigned char a, unsigned char b) {
2          unsigned int c;
3          unsigned char d;
4          /* code */
5          return c;
6  }
```

Ausführungsbedingungen bestimmen tatsächlichen Speicherbedarf

Herausforderung Analyse

Wenn Zählen so einfach wäre . . .

```
1  unsigned int function(unsigned char a, unsigned char b) {
2          unsigned int c;
3          unsigned char d;
4          /* code */
5          return c;
6  }
```

Ausführungsbedingungen bestimmen tatsächlichen Speicherbedarf

- Speicherausrichtung (engl. *alignment*) von Variablen und Parametern
  - Abhängig von Binärschnittstelle (engl. *Application Binary Interface, ABI*)
  - In diesem Beispiel 16 Byte (und mehr)

Herausforderung Analyse

Wenn Zählen so einfach wäre . . .

```
1  unsigned int function(unsigned char a, unsigned char b) {
2          unsigned int c;
3          unsigned char d;
4          /* code */
5          return c;
6  }
```

Ausführungsbedingungen bestimmen tatsächlichen Speicherbedarf

- Speicherausrichtung (engl. *alignment*) von Variablen und Parametern
  - Abhängig von Binärschnittstelle (engl. *Application Binary Interface, ABI*)
  - In diesem Beispiel 16 Byte (und mehr)
- Aufrufort der Funktion unbekannt
  - Segmentierung kann zu nahen und fernen Aufrufen führen

→ Rücksprungadressen unterschiedlicher Größen

Herausforderung Analyse

Wenn Zählen so einfach wäre . . .

```
1  unsigned int function(unsigned char a, unsigned char b) {
2          unsigned int c;
3          unsigned char d;
4          /* code */
5          return c;
6  }
```

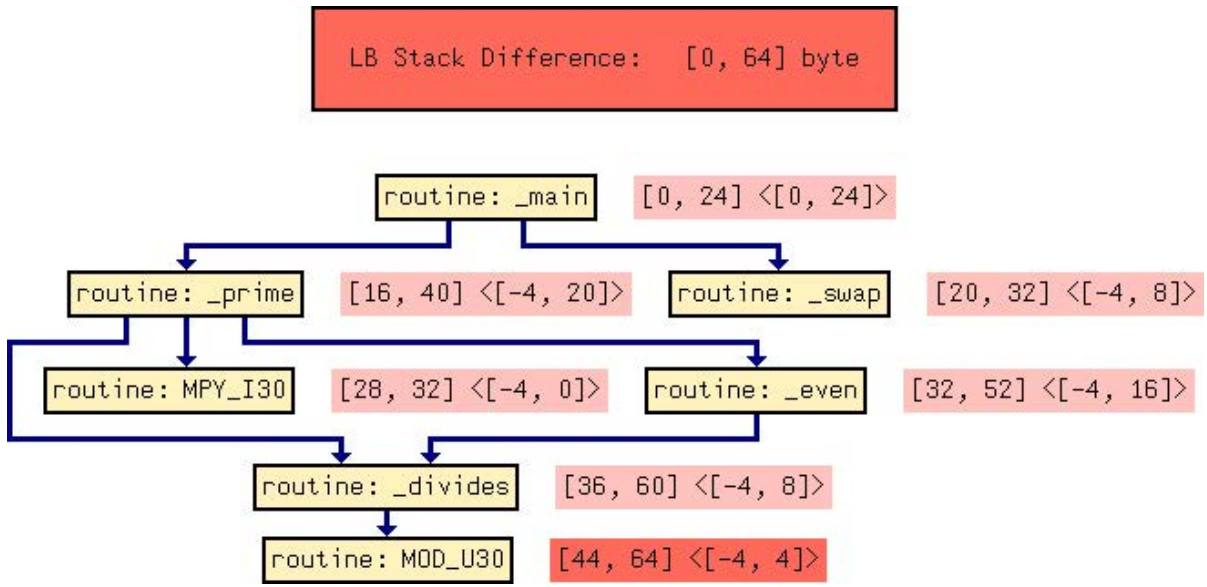
Ausführungsbedingungen bestimmen tatsächlichen Speicherbedarf

- Speicherausrichtung (engl. *alignment*) von Variablen und Parametern
  - Abhängig von Binärschnittstelle (engl. *Application Binary Interface, ABI*)
  - In diesem Beispiel 16 Byte (und mehr)
- Aufrufort der Funktion unbekannt
  - Segmentierung kann zu nahen und fernen Aufrufen führen

  → Rücksprungadressen unterschiedlicher Größen
- Inline-Ersetzung der Funktion (kein Stapelverbrauch für Aufruf)

Bestimmung des maximalen Stapelspeicherverbrauchs

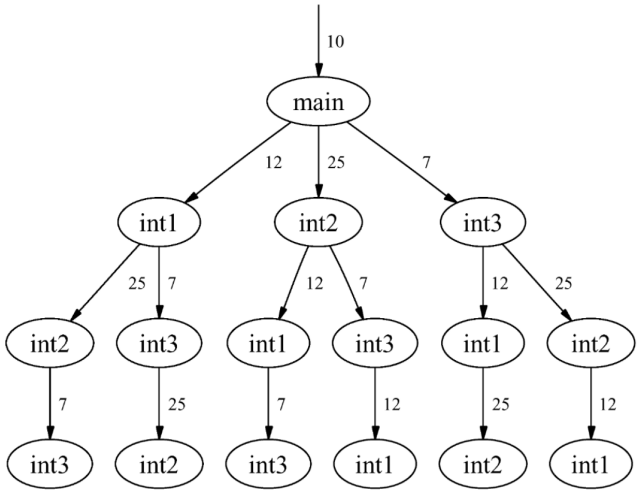
Durch abstrakte Interpretation des Programmcodes [**?**]



- Statische Analyse des Kontrollfluss- und Aufrufgraphen
  - Pufferüberlauf als weitere Form von Laufzeitfehler
  - Vorgehen analog zum Korrektheitsnachweis
- Weist Abwesenheit von Pufferüberläufen nach
  - Pfadanalyse $\leadsto$ maximaler Speicherverbrauch
  - Ausrollen von Schleifen (siehe Folie X/**??**)
  - Partitionierung und Werteanalyse (siehe Folie X/**??**)

Systemweite Stackverbrauchsanalyse

Abstrakte Interpretation unter Berücksichtigung von Interrupts [?]



⚠ Problem systemweiter Stackverbrauchsanalyse

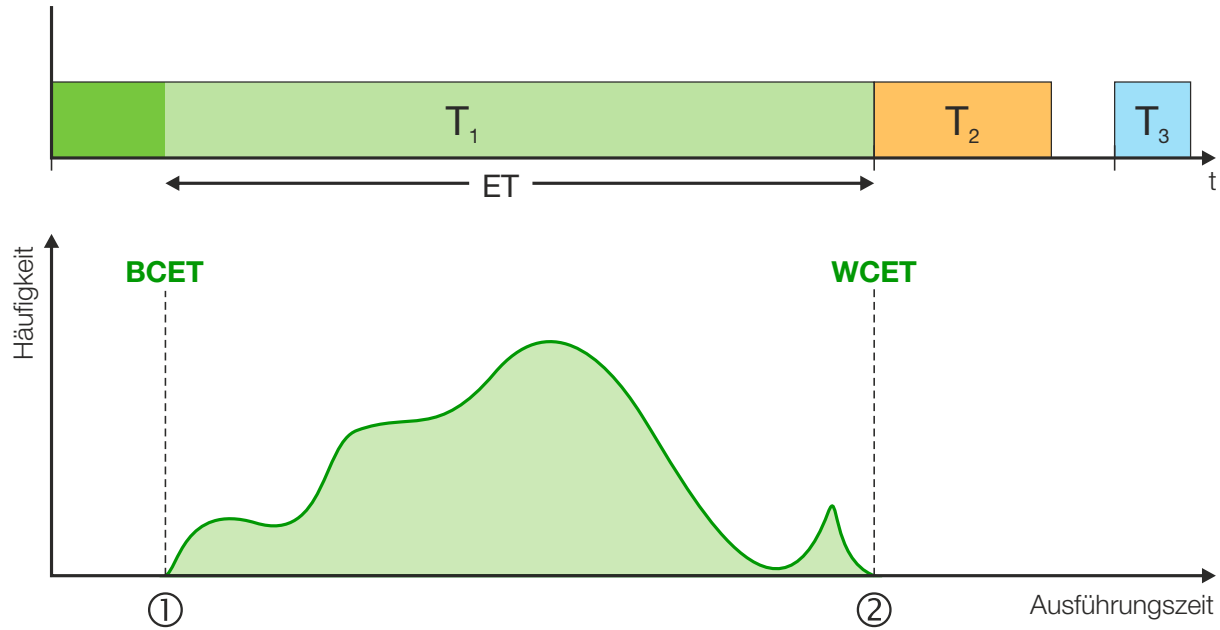
- Interrupts werden auf aktuellem Stack ausgeführt
- Verschachtelte Interrupts möglich

☞ Lösung: abstrakte Interpretation erstellt Interrupt-Preemption-Graph

- Bestandteile der abstrakten Domäne
  - Register der Interrupt-Maskierung
  - Status-Register
  - Stackpointer
- Traversierung des Interrupt-Preemption-Graph $\rightsquigarrow$ WCSU

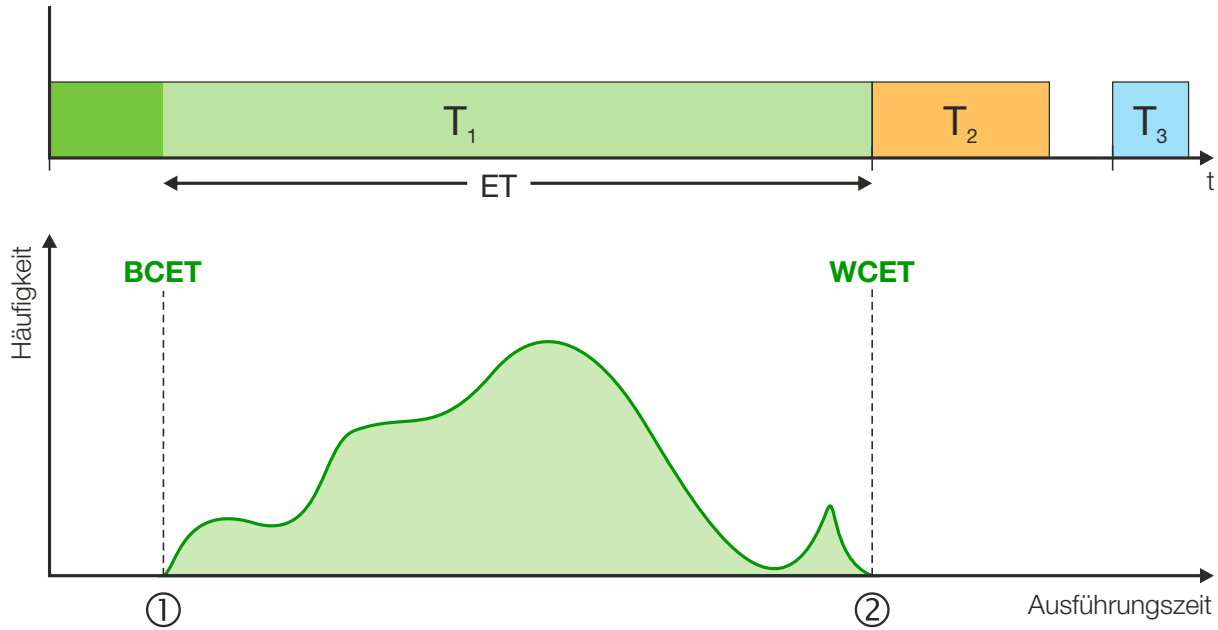
Gliederung

Die **maximalen** Ausführungszeit



- Alle sprechen von der maximalen Ausführungszeit (*e*)
  - ***W**orst **C**ase **E**xecution* Time (WCET) e_i (vgl. [**?**] Folie III-2/28)

Die **maximalen** Ausführungszeit



- Alle sprechen von der maximalen Ausführungszeit (e)
  - ***W**orst **C**ase **E**xecution* Time (WCET) e_i (vgl. [**?**] Folie III-2/28)
- Tatsächliche Ausführungszeit bewegt sich zwischen:

1. bestmöglicher Ausführungszeit (***B**est **C**ase **E**xecution **T**ime*, BCET)
2. schlechtest möglicher Ausführungszeit (besagter WCET)

Bestimmung der WCET – eine Herausforderung

Wovon hängt die maximale Ausführungszeit ab?

Beispiel: Bubblesort

```
void bubbleSort(int a[],int size) {
  int i,j;

  for(i = size - 1; i > 0; --i) {
    for (j = 0; j < i; ++j) {
      if(a[j] > a[j+1]) {
        swap(&a[j],&a[j+1]);
      }
    }
  }

  return;
}
```

Bestimmung der WCET – eine Herausforderung

Wovon hängt die maximale Ausführungszeit ab?

Beispiel: Bubblesort

```
void bubbleSort(int a[],int size) {
  int i,j;

  for(i = size - 1; i > 0; --i) {
    for (j = 0; j < i; ++j) {
      if(a[j] > a[j+1]) {
        swap(&a[j],&a[j+1]);
      }
    }
  }

  return;
}
```

Programmiersprachenebene:

- Anzahl der Schleifendurchläufe hängt von der Größe des Feldes `a[]` ab
- Anzahl der Vertauschungen (`swap`) hängt von dessen Inhalt

⚠ Exakte Vorhersage ist kaum möglich

- Größe und Inhalt von `a[]` kann zur Laufzeit variieren

→ Welches ist der längste Pfad?

Bestimmung der WCET – eine Herausforderung

Wovon hängt die maximale Ausführungszeit ab?

Beispiel: Bubblesort

```
void bubbleSort(int a[],int size) {
  int i,j;

  for(i = size - 1; i > 0; --i) {
    for (j = 0; j < i; ++j) {
      if(a[j] > a[j+1]) {
        swap(&a[j],&a[j+1]);
      }
    }
  }

  return;
}
```

Programmiersprachenebene:

- Anzahl der Schleifendurchläufe hängt von der Größe des Feldes `a[]` ab
- Anzahl der Vertauschungen (`swap`) hängt von dessen Inhalt

⚠ Exakte Vorhersage ist kaum möglich

- Größe und Inhalt von `a[]` kann zur Laufzeit variieren

→ Welches ist der längste Pfad?

Maschinenprogrammebene:

- Ausführungsdauer der Elementaroperationen (`ADD`, `LOAD`, ...)

⚠ Prozessorabhängig und für moderne Prozessoren sehr schwierig

- Cache ⇝ Liegt die Instruktion/das Datum im schnellen Cache?
- Pipeline ⇝ Wie ist der Zustand der Pipeline an einer Instruktion?
- Out-of-Order-Execution, Branch-Prediction, Hyper-Threading, ...

Messbasierte WCET-Analyse [?]

☞ Idee: Prozessor selbst ist das präziseste Hardware-Modell

→ Dynamische Ausführung und Beobachtung der Ausführungszeit

Messbasierte WCET-Analyse [**?**]

☞ Idee: Prozessor selbst ist das präziseste Hardware-Modell

→ Dynamische Ausführung und Beobachtung der Ausführungszeit

- Messbasierte WCET-Analyse:

→ Intuitiv und gängige Praxis in der Industrie

- Weiche/feste Echtzeitsysteme erfordern keine sichere WCET
- Einfach umzusetzten, verfügbar und anpassbar
  - Verschafft leicht Orientierung über die tatsächliche Laufzeit
  - Geringer Aufwand zur Instrumentierung (Plattformwechsel)
  - Eingeschränkte Verfügbarkeit statischer Analysewerkzeuge (HW-Plattform)
- Sinnvolle Ergänzung zur statischen WCET-Analyse (s. **??**ff)
  - Validierung statisch bestimmter Werte
  - Ausgangspunkt für die Verbesserung der statischen Analyse

Messbasierte WCET-Analyse [?]

☞ Idee: Prozessor selbst ist das präziseste Hardware-Modell

→ Dynamische Ausführung und Beobachtung der Ausführungszeit

- Messbasierte WCET-Analyse:

→ Intuitiv und gängige Praxis in der Industrie

- Weiche/feste Echtzeitsysteme erfordern keine sichere WCET
- Einfach umzusetzten, verfügbar und anpassbar
  - Verschafft leicht Orientierung über die tatsächliche Laufzeit
  - Geringer Aufwand zur Instrumentierung (Plattformwechsel)
  - Eingeschränkte Verfügbarkeit statischer Analysewerkzeuge (HW-Plattform)
- Sinnvolle Ergänzung zur statischen WCET-Analyse (s. **??**ff)
  - Validierung statisch bestimmter Werte
  - Ausgangspunkt für die Verbesserung der statischen Analyse

⚠ Das Richtige zu messen ist das Problem!

Herausforderungen der Messung

☞ Messungen umfassen stets das Gesamtsystem

→ Hardware, Betriebssystem, Anwendung(en), . . .

⚠ Fluch und Segen

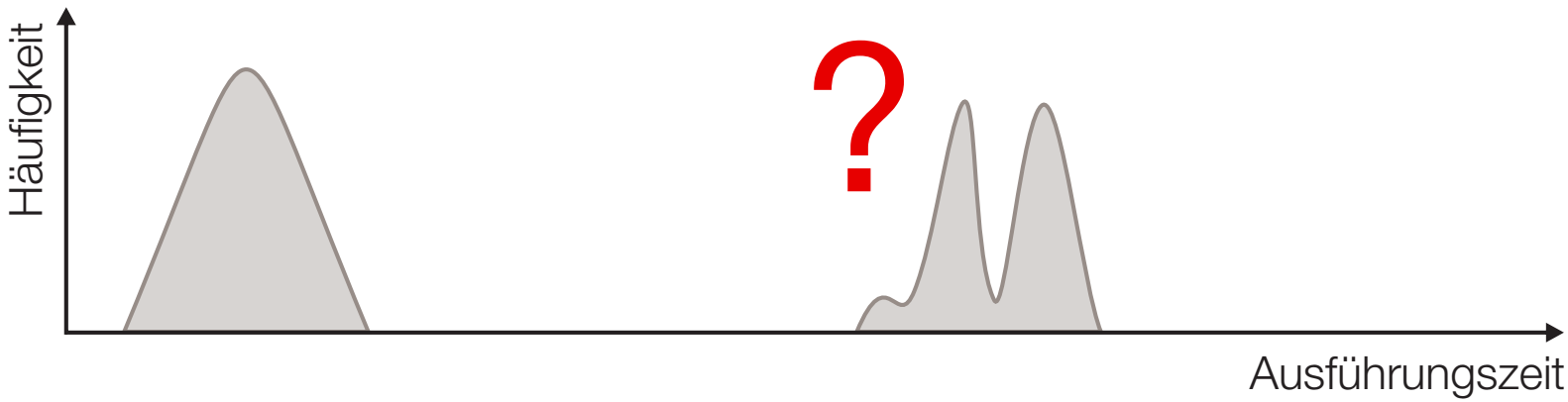
Herausforderungen der Messung

☞ Messungen umfassen stets das Gesamtsystem

→ Hardware, Betriebssystem, Anwendung(en), . . .

⚠ Fluch und Segen

- Mögliches Ergebnis einer Messung:



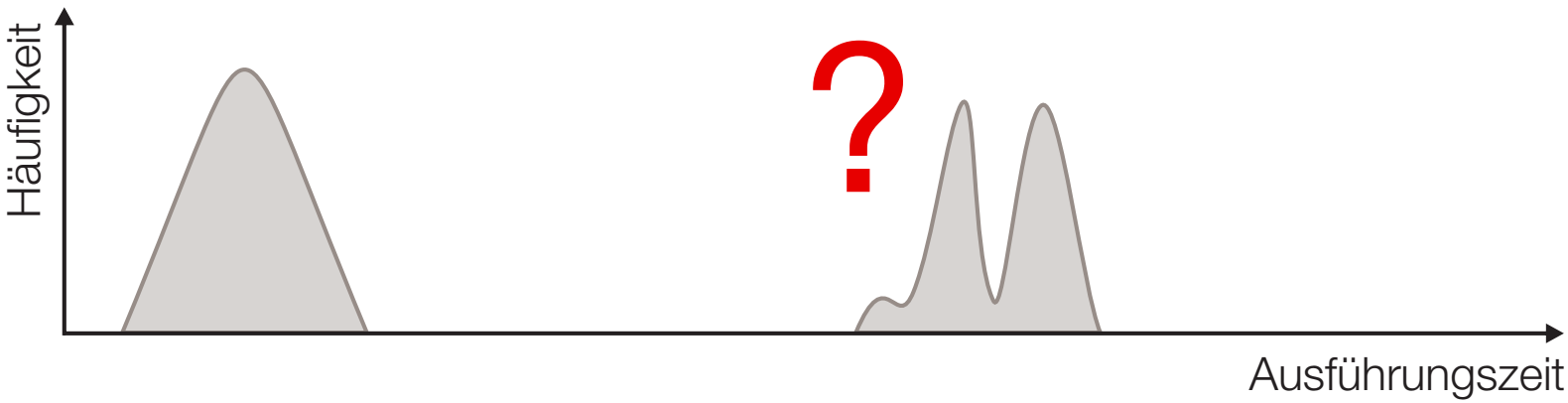
Herausforderungen der Messung

☞ Messungen umfassen stets das Gesamtsystem

→ Hardware, Betriebssystem, Anwendung(en), . . .

⚠ Fluch und Segen

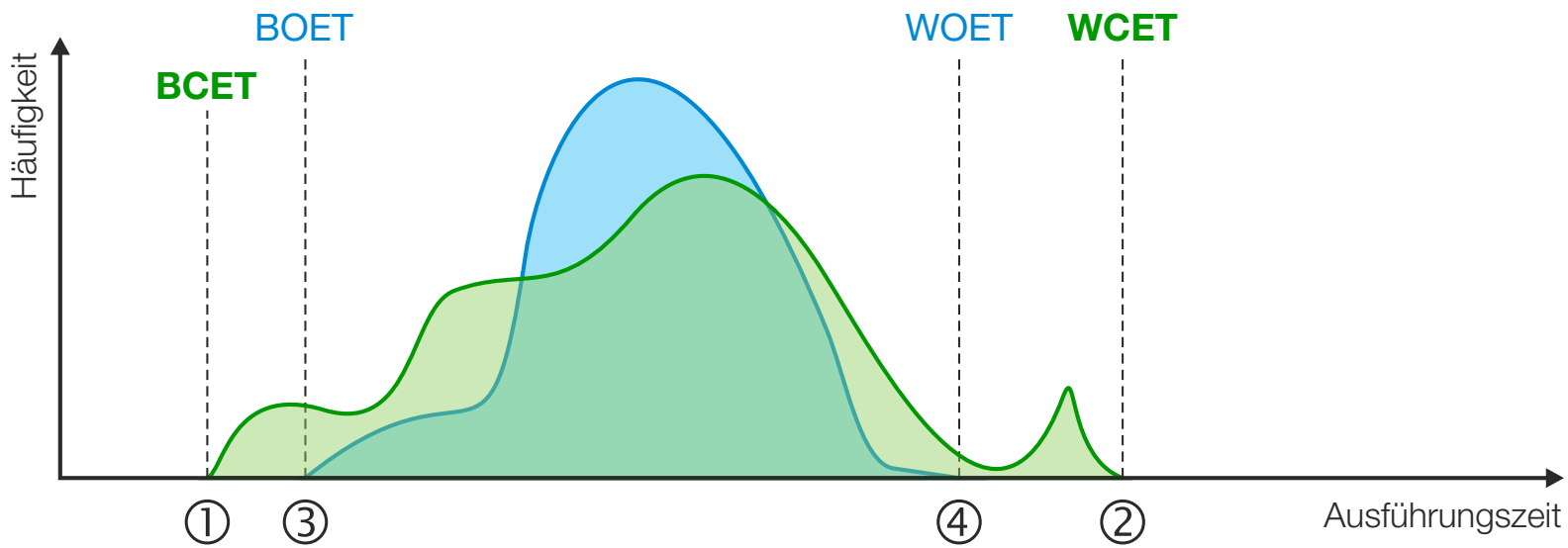
- Mögliches Ergebnis einer Messung:



⚠ Probleme und Anomalien

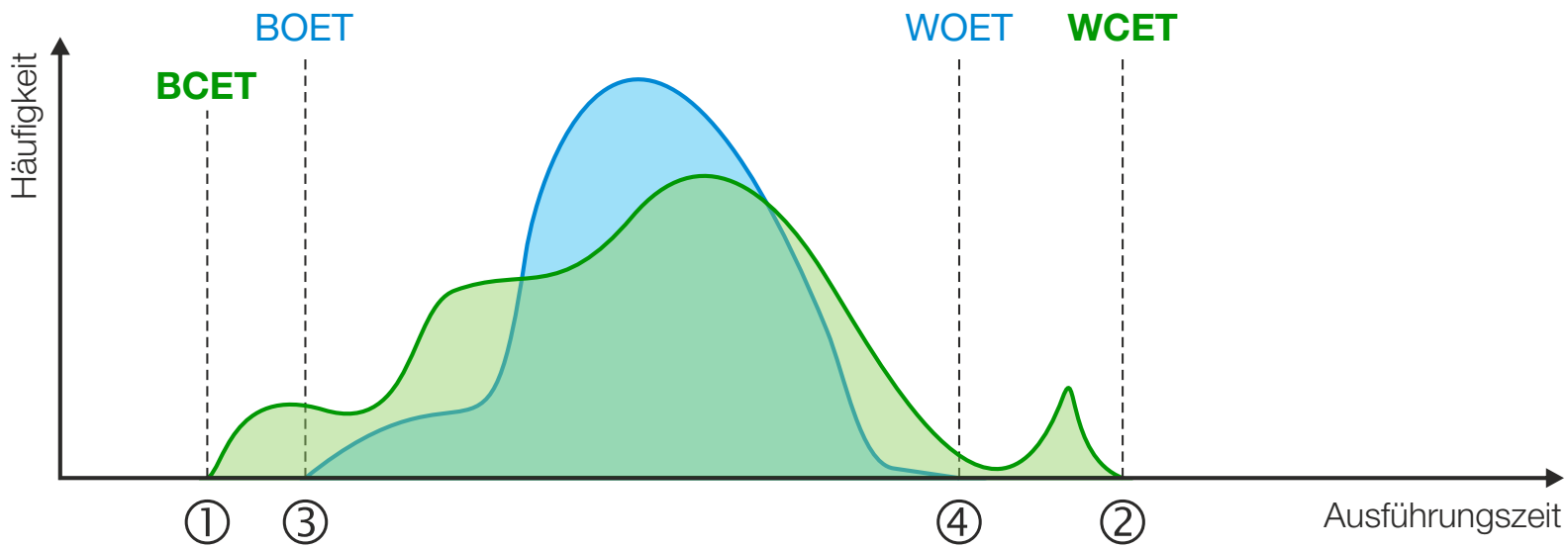
- Nebenläufige Ereignisse unterbinden ↦ Verdrängung
- Gewählte Testdaten führen nicht unbedingt zum längsten Pfad
- Seltene Ausführungsszenarien ↦ Ausnahmefall
- Abschnittsweise WCET-Messung $\not\rightarrow$ globalen WCET
- Wiederherstellung des Hardwarezustandes schwierig/unmöglich

Aussagekraft messbasierter WCET-Analyse



- Dynamische WCET-Analyse liefert Messwerte:
  3. Bestmögliche beobachtete Ausführungszeit (Best Observed Execution Time, BOET)
  4. Schlechtest mögliche beobachtete Ausführungszeit (Worst Observed Execution Time, WOET)

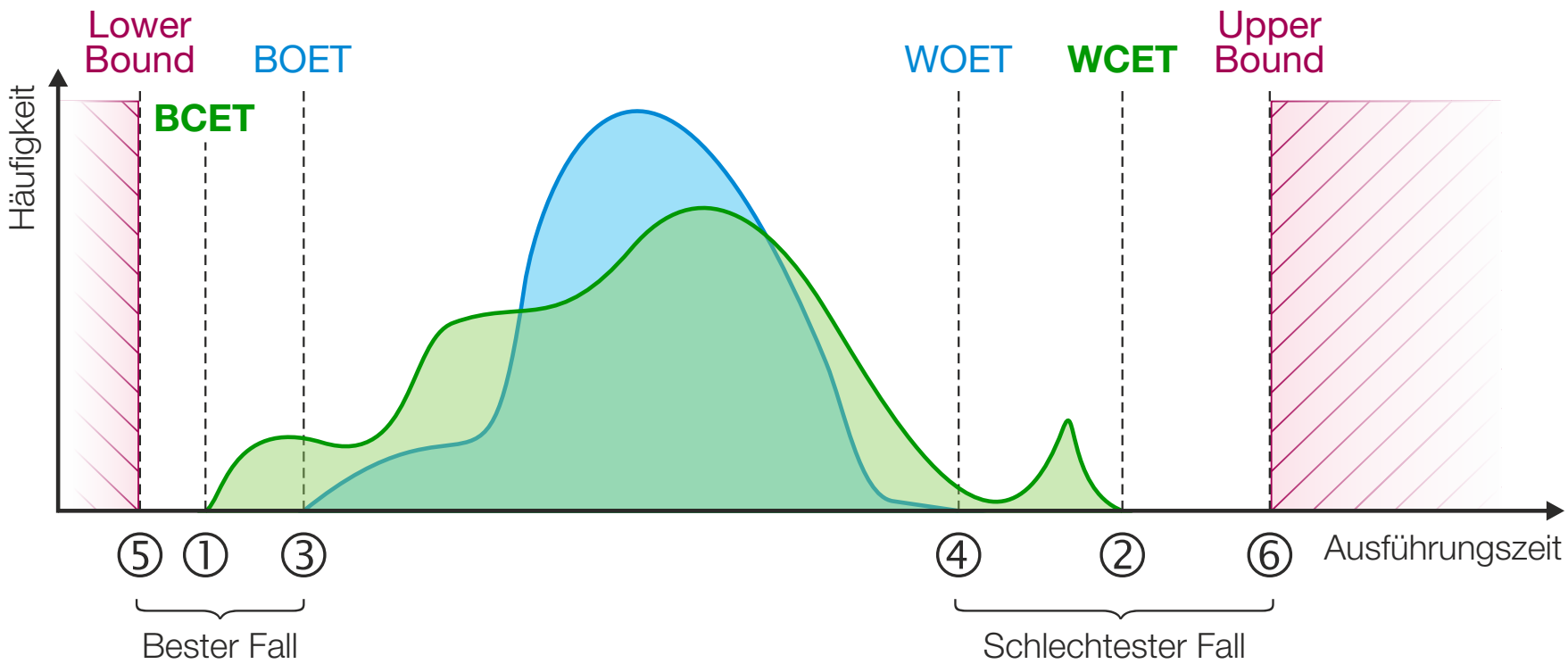
Aussagekraft messbasierter WCET-Analyse



- Dynamische WCET-Analyse liefert Messwerte:
  3. Bestmögliche beobachtete Ausführungszeit (Best Observed Execution Time, BOET)
  4. Schlechtest mögliche beobachtete Ausführungszeit (Worst Observed Execution Time, WOET)

⚠ Messbasierte Ansätze unterschätzen die WCET meistens

Überblick: Statische WCET-Analyse



- Statische WCET-Analyse liefert Schranken:
  5. Geschätzte untere Schranke (Lower Bound)
  6. Geschätzte obere Schranke (Upper Bound)
- Die Analyse ist sicher (sound) falls Upper Bound $\geq$ WCET

Problem: Längster Pfad

Beispiel: Bubblesort

```
void bubbleSort(int a[],int size) {
  int i,j;

  for(i = size - 1; i > 0; --i) {
    for (j = 0; j < i; ++j) {
      if(a[j] > a[j+1]) {
        swap(&a[j],&a[j+1]);
      }
    }
  }

  return;
}
```

Problem: Längster Pfad

Beispiel: Bubblesort

```
void bubbleSort(int a[],int size) {
  int i,j;

  for(i = size - 1; i > 0; --i) {
    for (j = 0; j < i; ++j) {
      if(a[j] > a[j+1]) {
        swap(&a[j],&a[j+1]);
      }
    }
  }

  return;
}
```

Aufruf: `bubbleSort(a, size)`

- **D**urchläufe, **V**ergleiche und Vertauschungen (engl. ***S**wap*)
- `a = {1, 2}, size = 2`
  → D = 1, V = 1, **S = 0**;
- `a = {1, 3, 2}, size = 3`
  → D = 3, V = 3, **S = 1**;
- `a = {3, 2, 1}, size = 3`
  → D = 3, V = 3, **S = 3**;

Problem: Längster Pfad

Beispiel: Bubblesort

```
void bubbleSort(int a[],int size) {
  int i,j;

  for(i = size - 1; i > 0; --i) {
    for (j = 0; j < i; ++j) {
      if(a[j] > a[j+1]) {
        swap(&a[j],&a[j+1]);
      }
    }
  }

  return;
}
```

Aufruf: `bubbleSort(a, size)`

- **D**urchläufe, **V**ergleiche und Vertauschungen (engl. ***S**wap*)
- `a = {1, 2}, size = 2`
  → D = 1, V = 1, **S = 0**;
- `a = {1, 3, 2}, size = 3`
  → D = 3, V = 3, **S = 1**;
- `a = {3, 2, 1}, size = 3`
  → D = 3, V = 3, **S = 3**;

⚠ Für den allgemeinen Fall nicht berechenbar ⇝ Halteproblem

- Wie viele Schleifendurchläufe werden benötigt?

☞ In Echtzeitsystemen ist dieses Problem häufig lösbar

- Kanonische Schleifenkonstrukte beschränkter Größe ⇝ `max(size)`
- Pfadanalyse ⇝ nur maximale Pfadlänge von belang

Berechnung der WCET?

Mit der Anzahl f_i der Ausführungen einer Kante E_i bestimmt man die WCET e durch Summation der Ausführungszeiten des längsten Pfades:

$$e = \max_{P} \sum_{E_i \in P} f_i e_i$$

Berechnung der WCET?

Mit der Anzahl f_i der Ausführungen einer Kante E_i bestimmt man die WCET e durch Summation der Ausführungszeiten des längsten Pfades:

$$e = \max_P \sum_{E_i \in P} f_i e_i$$

Problem: Erfordert die explizite Aufzählung aller Pfade

→ Das ist algorithmisch nicht handhabbar

Berechnung der WCET?

Mit der Anzahl f_i der Ausführungen einer Kante E_i bestimmt man die WCET e durch Summation der Ausführungszeiten des längsten Pfades:

$$e = \max_P \sum_{E_i \in P} f_i e_i$$

Problem: Erfordert die explizite Aufzählung aller Pfade

→ Das ist algorithmisch nicht handhabbar

Lösung: Vereinfachung der konkreten Pfadsemantik

→ Abstraktion und Abbildung auf ein Flussproblem
(vgl. Abstrakte Semantik, VIII/20 ff)

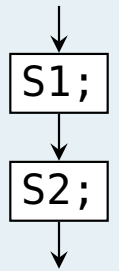
- Flussprobleme sind mathematisch gut untersucht
- Im folgenden zwei Lösungswege: Timing Schema und IPET

Lösungsweg$_1$: Timing Schema

Eine einfache Form der Sammelsemantik (siehe Folie VIII/25)

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

```
S1();
S2();
```



Lösungsweg$_1$: Timing Schema

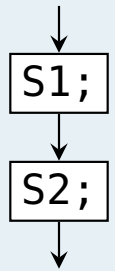
Eine einfache Form der Sammelsemantik (siehe Folie VIII/25)

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

```
S1();
S2();
```

Summation der WCETs:

$$e_{seq} = e_{S1} + e_{S2}$$



Lösungsweg$_1$: Timing Schema

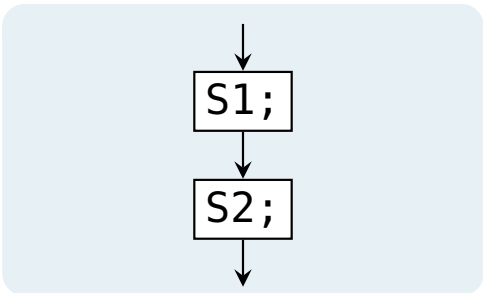
Eine einfache Form der Sammelsemantik (siehe Folie VIII/25)

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

```
S1();
S2();
```

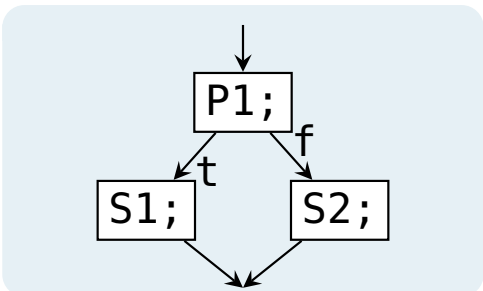
Summation der WCETs:

$$e_{seq} = e_{S1} + e_{S2}$$



Verzweigung $\rightsquigarrow$ Bedingte Ausführung

```
if(P1())
  S1();
else S2();
```



Lösungsweg$_1$: Timing Schema

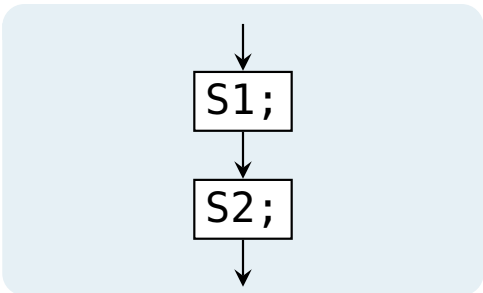
Eine einfache Form der Sammelsemantik (siehe Folie VIII/25)

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

```
S1();
S2();
```

Summation der WCETs:

$$e_{seq} = e_{S1} + e_{S2}$$

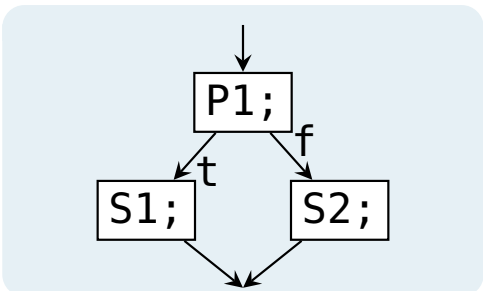


Verzweigung $\rightsquigarrow$ Bedingte Ausführung

```
if(P1())
  S1();
else S2();
```

Maximale Gesamtausführungszeit:

$$e_{cond} = e_{P1} + \max(e_{S1}, e_{S2})$$



Lösungsweg$_1$: Timing Schema

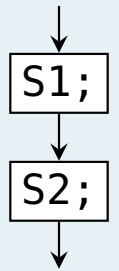
Eine einfache Form der Sammelsemantik (siehe Folie VIII/25)

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

```
S1();
S2();
```

Summation der WCETs:

$$e_{seq} = e_{S1} + e_{S2}$$

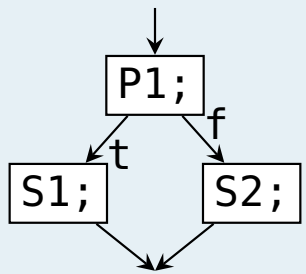


Verzweigung $\rightsquigarrow$ Bedingte Ausführung

```
if(P1())
  S1();
else S2();
```

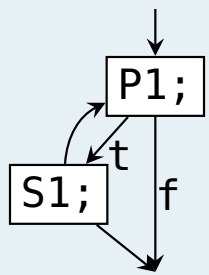
Maximale Gesamtausführungszeit:

$$e_{cond} = e_{P1} + \max(e_{S1}, e_{S2})$$



Schleifen $\rightsquigarrow$ Wiederholte Ausführung

```
while(P1())
  S1();
```



Lösungsweg$_1$: Timing Schema

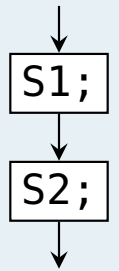
Eine einfache Form der Sammelsemantik (siehe Folie VIII/25)

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

```
S1();
S2();
```

Summation der WCETs:

$$e_{seq} = e_{S1} + e_{S2}$$

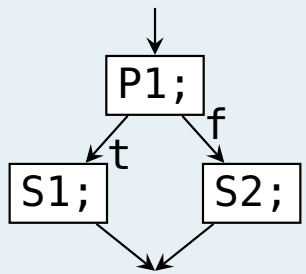


Verzweigung $\rightsquigarrow$ Bedingte Ausführung

```
if(P1())
  S1();
else S2();
```

Maximale Gesamtausführungszeit:

$$e_{cond} = e_{P1} + \max(e_{S1}, e_{S2})$$

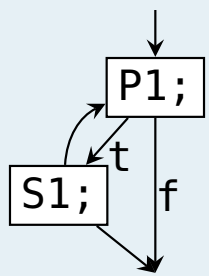


Schleifen $\rightsquigarrow$ Wiederholte Ausführung

```
while(P1())
  S1();
```

Schleifendurchläufe berücksichtigen:

$$e_{loop} = e_{P1} + n(e_{P1} + e_{S1})$$



Timing Schema: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

- Eigenschaften
  - Traversierung des abstrakten Syntaxbaums (AST) bottom-up
    - An den Blättern beginnend bis zur Wurzel
  - Aggregation der maximale Ausführungszeit nach festen Regeln
    - Für Sequenzen, Verzweigungen und Schleifen

Timing Schema: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

- Eigenschaften
  - Traversierung des abstrakten Syntaxbaums (AST) bottom-up
    - An den Blättern beginnend bis zur Wurzel
  - Aggregation der maximale Ausführungszeit nach festen Regeln
    - Für Sequenzen, Verzweigungen und Schleifen
- Vorteile
  + Einfaches Verfahren mit geringem Berechnungsaufwand
  + Skaliert gut mit der Programmgröße

Timing Schema: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

- Eigenschaften
  - Traversierung des abstrakten Syntaxbaums (AST) bottom-up
    - An den Blättern beginnend bis zur Wurzel
  - Aggregation der maximale Ausführungszeit nach festen Regeln
    - Für Sequenzen, Verzweigungen und Schleifen
- Vorteile
  - \+ Einfaches Verfahren mit geringem Berechnungsaufwand
  - \+ Skaliert gut mit der Programmgröße
- Nachteile
  - – Informationsverlust durch Aggregation
    - – Korrelationen (z. B. sich ausschließende Zweige) nicht-lokaler Codeteile lassen sich nicht berücksichtigen
    - – Schwierige Integration mit einer separaten Hardware-Analyse
  - – Nichtrealisierbare Pfade (infeasible paths) nicht ausschließbar
    $\rightsquigarrow$ unnötige Überapproximation

Lösungsansatz$_2$: Implicit Path Enumeration Technique

Explizite Pfadanalyse ohne Vereinfachung nicht handhabbar

Lösungsansatz$_2$: Nutzung impliziter Pfadaufzählungen $\rightsquigarrow$ Implicit Path Enumeration Technique (IPET) [**?**]

[1] http://gurobi.com/

Lösungsansatz$_2$: Implicit Path Enumeration Technique

⚠ Explizite Pfadanalyse ohne Vereinfachung nicht handhabbar

☞ Lösungsansatz$_2$: Nutzung impliziter Pfadaufzählungen $\rightsquigarrow$ Implicit Path Enumeration Technique (IPET) [**?**]

- Vorgehen: Transformation des Kontrollflussgraphen in ein ganzzahliges, lineares Optimierungsproblem (ILP)
  1. Bestimmung des Zeitanalysegraphs aus dem Kontrollflussgraphen
  2. Abbildung auf ein lineare Optimierungsproblem
  3. Annotation von Flussrestriktionen
     - Nebenbedingungen im Optimierungsproblem
  4. Lösung des Optimierungsproblems (z.B. mit Gurobi[1])

☞ Globale Vereinfachung des Graphen statt lokaler Aggregierung

[1] `http://gurobi.com/`

Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

- Ein Zeitanalysegraph (T-Graph) ist ein gerichteter Graph mit einer Menge von Knoten $\mathcal{V} = \{V_i\}$ und Kanten $\mathcal{E} = \{E_i\}$
  - Mit genau einer Quelle und einer Senke
  - Jede Kante ist Bestandteile eines Pfads P von der Senke zur Kante

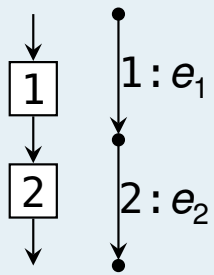
→ Jeder Kante wird ihre WCET e_i zugeordnet

Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

- Ein Zeitanalysegraph (T-Graph) ist ein gerichteter Graph mit einer Menge von Knoten $\mathcal{V} = \{V_i\}$ und Kanten $\mathcal{E} = \{E_i\}$
  - Mit genau einer Quelle und einer Senke
  - Jede Kante ist Bestandteile eines Pfads P von der Senke zur Kante

→ Jeder Kante wird ihre WCET e_i zugeordnet

Sequenz



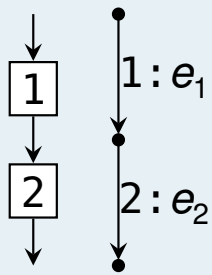
Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

- Ein Zeitanalysegraph (T-Graph) ist ein gerichteter Graph mit einer Menge von Knoten $\mathcal{V} = \{V_i\}$ und Kanten $\mathcal{E} = \{E_i\}$
  - Mit genau einer Quelle und einer Senke
  - Jede Kante ist Bestandteile eines Pfads P von der Senke zur Kante

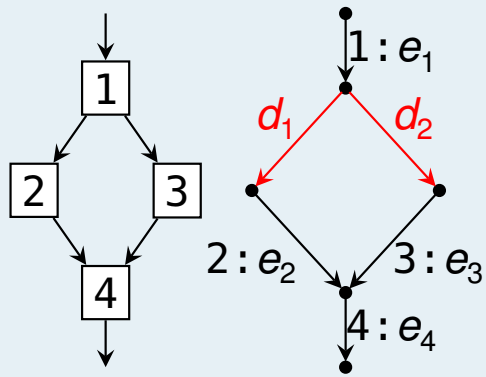
→ Jeder Kante wird ihre WCET e_i zugeordnet

⚠ Verzweigungen benötigen Dummy-Kanten d_i

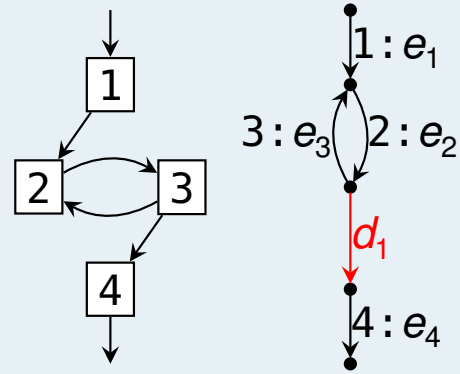
Sequenz



Verzweigung



Schleife



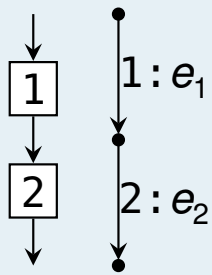
Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

- Ein Zeitanalysegraph (T-Graph) ist ein gerichteter Graph mit einer Menge von Knoten $\mathcal{V} = \{V_i\}$ und Kanten $\mathcal{E} = \{E_i\}$
  - Mit genau einer Quelle und einer Senke
  - Jede Kante ist Bestandteile eines Pfads P von der Senke zur Kante

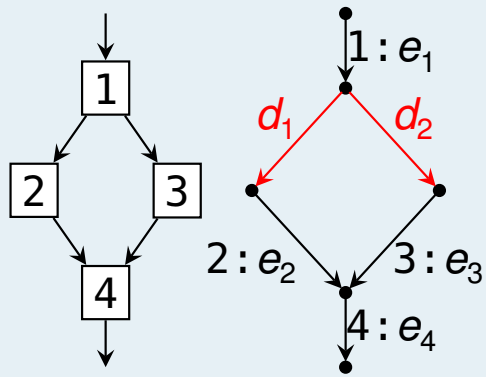
→ Jeder Kante wird ihre WCET e_i zugeordnet

⚠ Verzweigungen benötigen Dummy-Kanten d_i

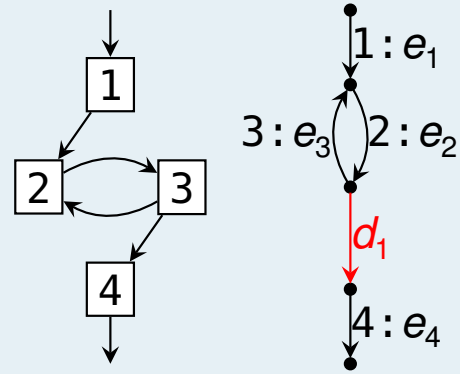
Sequenz



Verzweigung



Schleife



⚠ Graphentheorie annotiert Kosten klassischerweise an Kanten

Ganzzahliges Lineares Optimierungsproblem

☞ Zielfunktion: Maximierung des gewichteten Flusses

$$\mathrm{WCET}e = \max_{(f_1,\ldots,f_e)} \sum_{E_i \in \mathscr{E}} f_i e_i$$

→ der Vektor $(f_1, \ldots, f_e)$ maximiert die Ausführungszeit

Ganzzahliges Lineares Optimierungsproblem

☞ Zielfunktion: Maximierung des gewichteten Flusses

$$\mathrm{WCET}e = \max_{(f_1,\ldots,f_e)} \sum_{E_i \in \mathscr{E}} f_i e_i$$

→ der Vektor $(f_1, \ldots, f_e)$ maximiert die Ausführungszeit

☞ Nebenbedingungen: Garantieren tatsächlich mögliche Ausführungen

- Flusserhaltung für jeden Knoten des T-Graphen

$$\sum_{E_j^+ = V_i} f_j = \sum_{E_k^- = V_i} f_k$$

- Flussrestriktionen für alle Schleifen des T-Graphen, z.B.

$$f_2 \leq (size - 1) f_1$$

- Rückkehrkante kann nur einmal durchlaufen werden: $f_{E_e} = 1$

IPET: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

- Betrachtet implizit alle Pfade des Kontrollflussgraphen
  - Erzeugung des Zeitanalysegraphen
  - Überführung in ganzzahliges lineares Optimierungsproblem

IPET: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

- Betrachtet implizit alle Pfade des Kontrollflussgraphen
  - Erzeugung des Zeitanalysegraphen
  - Überführung in ganzzahliges lineares Optimierungsproblem

- Vorteile
  + Möglichkeit komplexer Flussrestriktionen
    – z. B. sich ausschließende Äste aufeinanderfolgender Verzweigungen
  + Nebenbedingungen für das ILP sind leicht aufzustellen
  + Viele Werkzeuge zur Lösung von ILPs verfügbar

IPET: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

- Betrachtet implizit alle Pfade des Kontrollflussgraphen
  - Erzeugung des Zeitanalysegraphen
  - Überführung in ganzzahliges lineares Optimierungsproblem

- Vorteile
  + Möglichkeit komplexer Flussrestriktionen
    – z. B. sich ausschließende Äste aufeinanderfolgender Verzweigungen
  + Nebenbedingungen für das ILP sind leicht aufzustellen
  + Viele Werkzeuge zur Lösung von ILPs verfügbar

- Nachteile
  – Lösen eines ILP ist im Allgemeinen NP-hart
  – Flussrestriktionen sind kein Allheilmittel
    – Beschreibung der Ausführungsreihenfolge ist problematisch

Ausführungszeit von Elementaroperationen

☞ Ausführungszeit von Elementaroperationen ist essentiell

- Die Berechnung ist alles andere als einfach, ein Beispiel:

```
1 /* x = a + b */
2 LOAD r2, _a
3 LOAD r1, _b
4 ADD r3,r2,r1
```

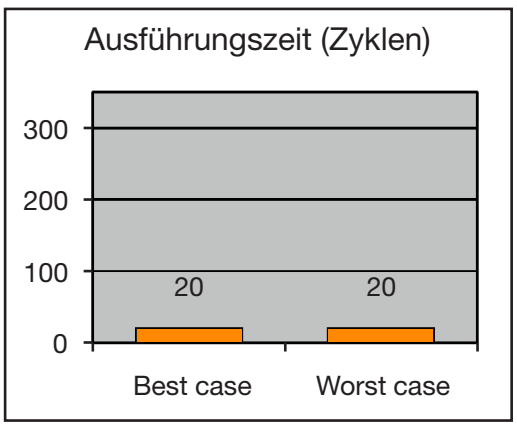
Ausführungszeit von Elementaroperationen

☞ Ausführungszeit von Elementaroperationen ist essentiell

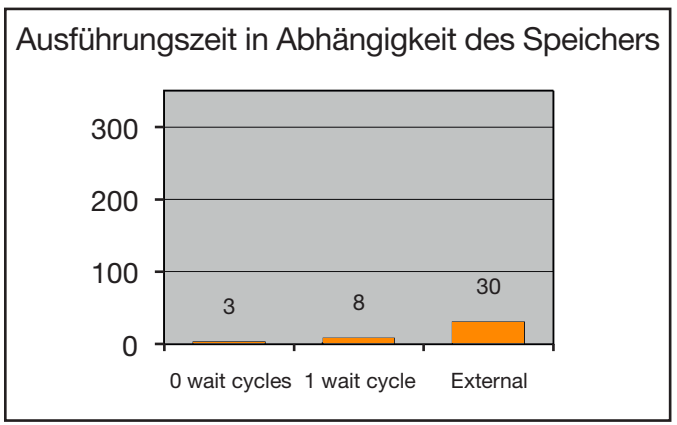
- Die Berechnung ist alles andere als einfach, ein Beispiel:

```
1 /* x = a + b */
2 LOAD r2, _a
3 LOAD r1, _b
4 ADD r3,r2,r1
```

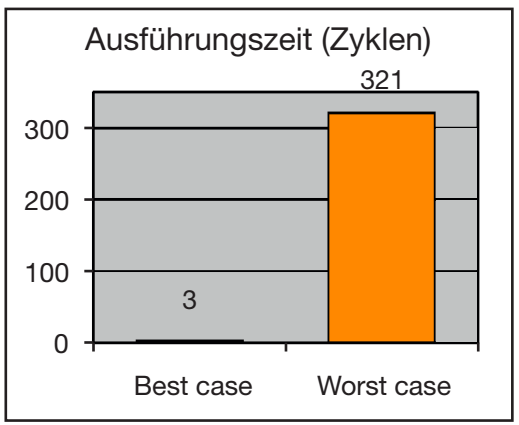
68K (1990)



MPC 5xx (2000)



PPC 755 (2001)



Quelle: Christian Ferdinand [**?**]

⚠ Laufzeitbedarf ist hochgradig Hardware- und kontextspezifisch

WCET eines Code-Schnipsels?

Werte der Grundblöcke sind Eingabe für die Flussanalyse

☞ **Grundproblem:** Ausführungszyklen von Instruktionen zählen

```
_getop:
   link    a6,#0          ; 16 Zyklen
   moveml  #0x3020,sp@-   ; 32 Zyklen
   movel   a6@(8),a2      ; 16 Zyklen
   movel   a6@(12),d3     ; 16 Zyklen
```

Quelle: Peter Puschner [**?**]

- Ergebnis: $e_{\texttt{\_getop}} = 80$ Zyklen
- Annahmen:
  - Obere Schranke für jede Instruktion
  - Obere Schranke der Sequenz durch Summation

WCET eines Code-Schnipsels?

Werte der Grundblöcke sind Eingabe für die Flussanalyse

☞ **Grundproblem:** Ausführungszyklen von Instruktionen zählen

```
_getop:
   link    a6,#0          ; 16 Zyklen
   moveml  #0x3020,sp@-   ; 32 Zyklen
   movel   a6@(8),a2      ; 16 Zyklen
   movel   a6@(12),d3     ; 16 Zyklen
```

Quelle: Peter Puschner [**?**]

- Ergebnis: $e_{\texttt{\_getop}} = 80$ Zyklen
- Annahmen:
  - Obere Schranke für jede Instruktion
  - Obere Schranke der Sequenz durch Summation

⚠ **Äußerst pessimistisch und zum Teil falsch**

- Falsch bei Laufzeitanomalien
  - WCET der Sequenz > Summe der WCETs aller Instruktionen
  - Allgemein: globale WCET > lokale WCET
  - Nicht-deterministisches Verhalten im Hardwaremodell (verursacht durch Abstraktion)
  - Beispiel: Pseudo-Round-Robin Cache-Ersetzungsstrategie
- Pessimistisch für moderne Prozessoren
  - Pipeline, Cache, Branch Prediction, Prefetching, . . . haben großen Anteil an der verfügbaren Rechenleistung heutiger Prozessoren
  - Blanke Summation einzelner WCETs ignoriert diese Maßnahmen

Hardware-Analyse

Hardware-Analyse teilt sich in verschiedene Phasen

- Aufteilung ist nicht dogmenhaft festgeschrieben

Hardware-Analyse

☞ Hardware-Analyse teilt sich in verschiedene Phasen

- Aufteilung ist nicht dogmenhaft festgeschrieben

- Integration von Pfad- und Cache-Analyse

1. Pipeline-Analyse
   - Wie lange dauert die Ausführung der Instruktionssequenz?
2. Cache- und Pfad-Analyse sowie WCET-Berechnung
   - Cache-Analyse wird direkt in das Optimierungsproblem integriert

Hardware-Analyse

☞ Hardware-Analyse teilt sich in verschiedene Phasen

- Aufteilung ist nicht dogmenhaft festgeschrieben

- Integration von Pfad- und Cache-Analyse
  1. Pipeline-Analyse
     - Wie lange dauert die Ausführung der Instruktionssequenz?
  2. Cache- und Pfad-Analyse sowie WCET-Berechnung
     - Cache-Analyse wird direkt in das Optimierungsproblem integriert

- Separate Pfad- und Cache-Analyse
  1. Cache-Analyse
     - kategorisiert Speicherzugriffe mittels abstrakter Interpretation/Datenflussanalyse
  2. Pipeline-Analyse
     - Ergebnisse der Cache-Analyse werden anschließend berücksichtigt
  3. Pfad-Analyse und WCET-Berechnung

Gliederung

Zusammenfassung

- Dynamische Messung $\leadsto$ Beobachtung
  - Speicherverbrauch
    - Water-Marking $\leadsto$ Füllstand des statischen Stapels zur Laufzeit
    - Überwachung durch Betriebssystem (Wächter)
  - Ausführungszeit
    - Durch (strukturiertes) Testen der Echtzeitanwendung
    - Betrachtung des Gesamtsystems (Software und Hardware)

Zusammenfassung

- Dynamische Messung $\rightsquigarrow$ Beobachtung
  - Speicherverbrauch
    - Water-Marking $\rightsquigarrow$ Füllstand des statischen Stapels zur Laufzeit
    - Überwachung durch Betriebssystem (Wächter)
  - Ausführungszeit
    - Durch (strukturiertes) Testen der Echtzeitanwendung
    - Betrachtung des Gesamtsystems (Software und Hardware)
- Statische Analyse $\rightsquigarrow$ Bestimmung einer oberen Schranke
  - Speicherverbrauch
    - Analyse des Kontroll- und Aufrufgraphen
    - Beachtung der Ausführungsbedingungen (ABI)
  - Ausführungszeit
    - Makroskopisch: *Was macht das Programm?*
    - Mikroskopisch: *Was passiert in der Hardware?*

Literaturverzeichnis