# Echtzeitsysteme

## Zeitliche Analyse von Echtzeitanwendungen

**Peter Wägemann**

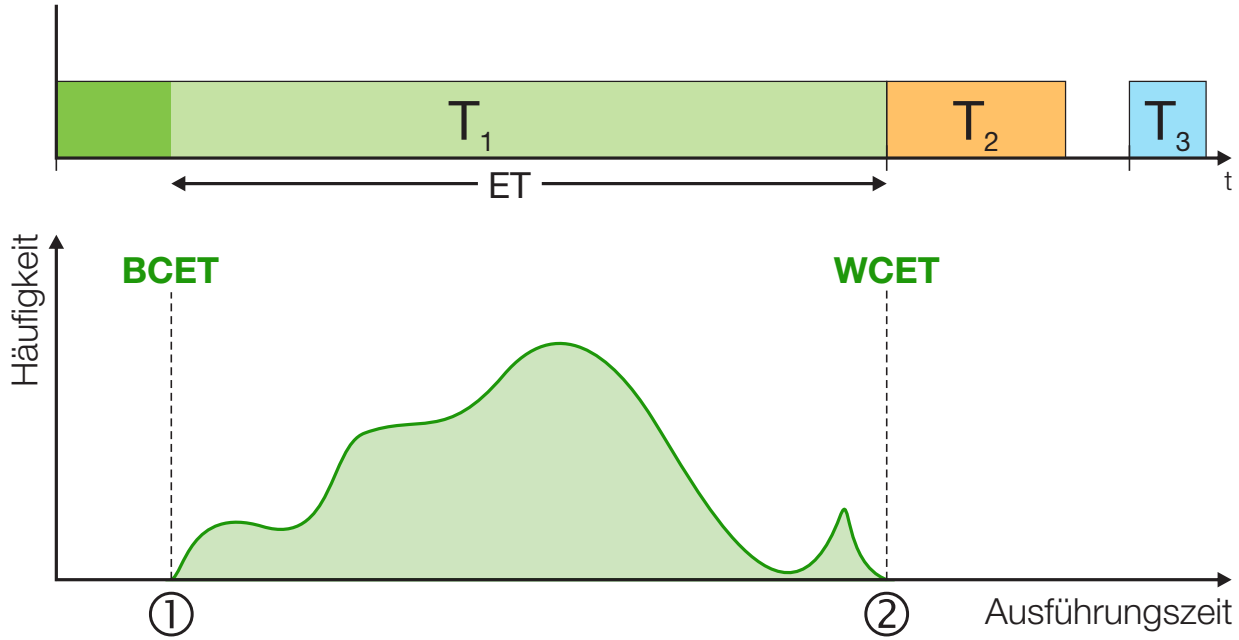
Lehrstuhl für Systemsoftware

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg

`https://sys.cs.fau.de/lehre/ss24/ezs/`

6. Mai 2024

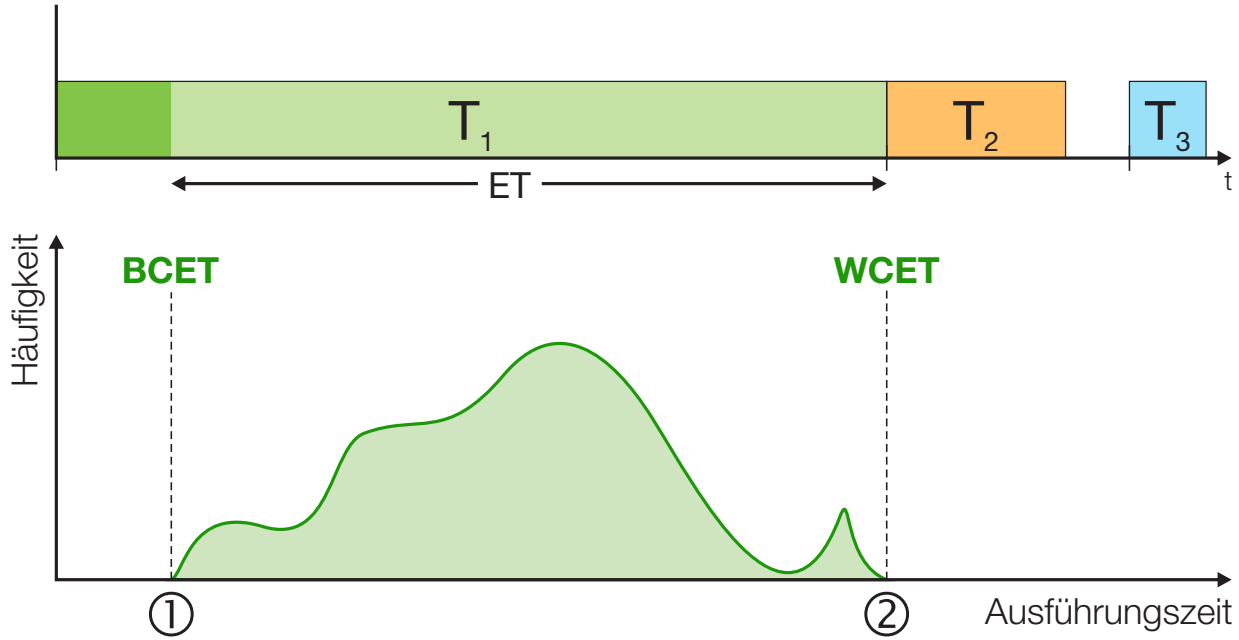
# Die **maximale** Ausführungszeit




- Alle sprechen von der maximalen Ausführungszeit
  - Worst-Case Execution Time (WCET) $e_i$ (vgl. III-2/26)

→ Unabdingbares Maß für zulässigen Ablaufplan (vgl. III-2/31)

# Die **maximale** Ausführungszeit




- Alle sprechen von der maximalen Ausführungszeit
  - Worst-Case Execution Time (WCET) $e_i$ (vgl. III-2/26)

  → Unabdingbares Maß für zulässigen Ablaufplan (vgl. III-2/31)

- Tatsächliche Ausführungszeit bewegt sich zwischen:

1. Bestmöglicher Ausführungszeit (Best-Case Execution Time, BCET)
2. Schlechtest möglicher Ausführungszeit (besagter WCET)

# Gliederung



# 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, ...

# 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

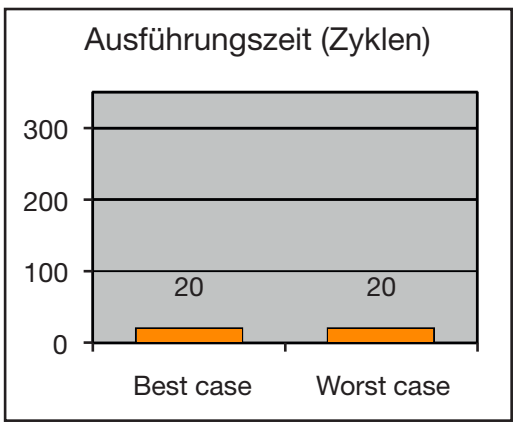


Ausführungszeit von Elementaroperationen ist essentiell

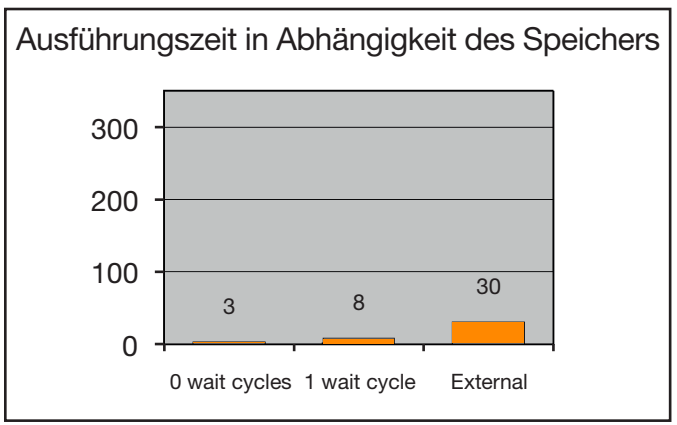
Die Berechnung ist alles andere als einfach, ein Beispiel:

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

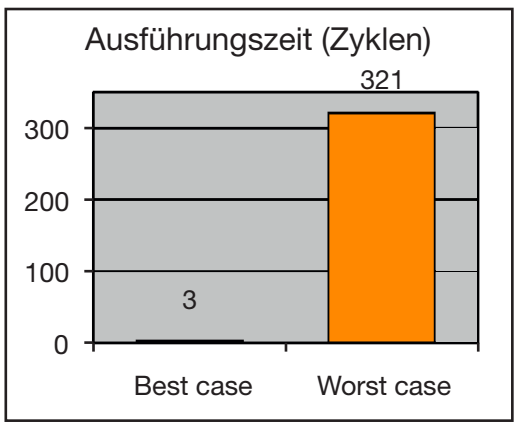
68K (1990)




MPC 5xx (2000)




PPC 755 (2001)




C. Ferdinand, AbsInt GmbH [**?**]

Laufzeitbedarf ist hochgradig Hardware- und kontextspezifisch

# Gliederung



# 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 umzusetzen, 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 (**??** 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 umzusetzen, 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 (**??** ff)
  - Validierung statisch bestimmter Werte
  - Ausgangspunkt für die Verbesserung der statischen Analyse

Das Richtige zu messen ist das Problem!

# 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

# Problem: Längster Pfad (Forts.)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

## Kontrollflussgraph (engl. *control-flow graph*)

- Gerichteter Graph aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*)
- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

### 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 (Forts.)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

## Kontrollflussgraph (engl. *control-flow graph*)

- Gerichteter Graph aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*)
- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

### 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;
}
```

```
swap(&a[j],&a[j + 1]);
```

# Problem: Längster Pfad (Forts.)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

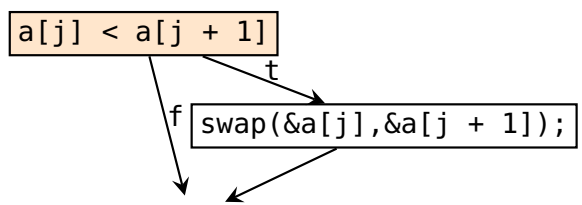
## Kontrollflussgraph (engl. *control-flow graph*)

- Gerichteter Graph aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*)
- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

### 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 (Forts.)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

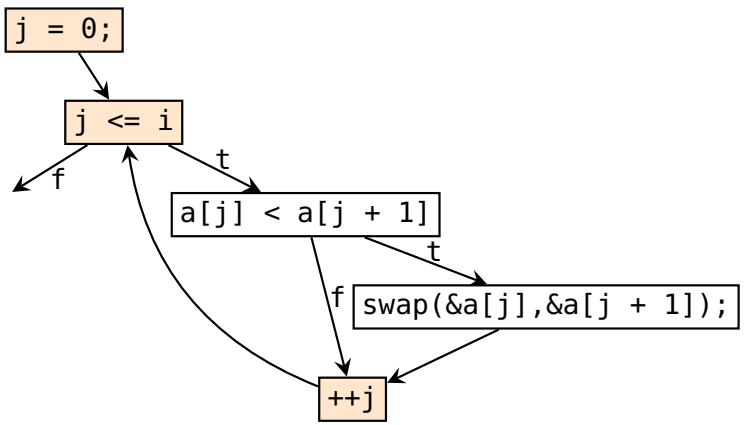
## Kontrollflussgraph (engl. *control-flow graph*)

- Gerichteter Graph aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*)
- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

### 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 (Forts.)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

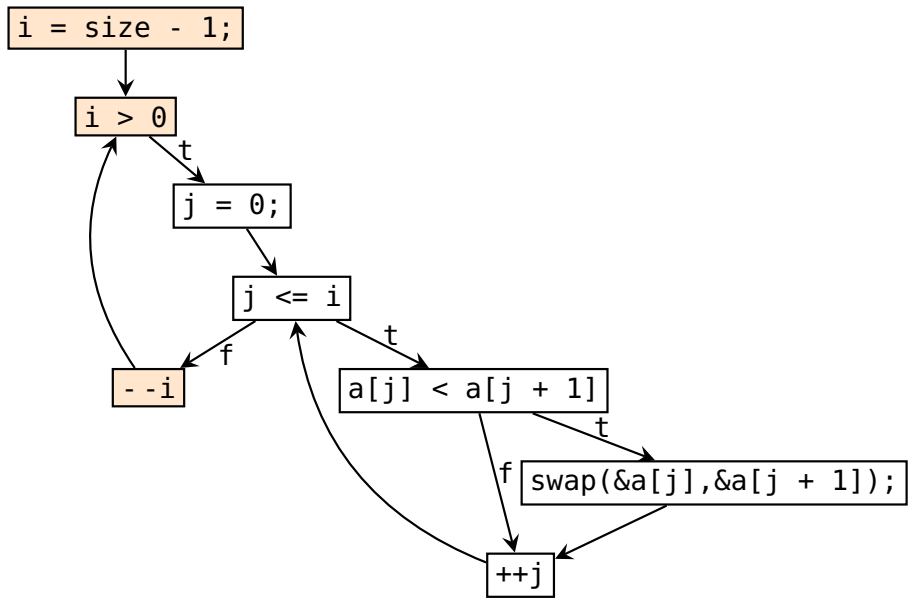
## Kontrollflussgraph (engl. *control-flow graph*)

- Gerichteter Graph aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*)
- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

### 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 (Forts.)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

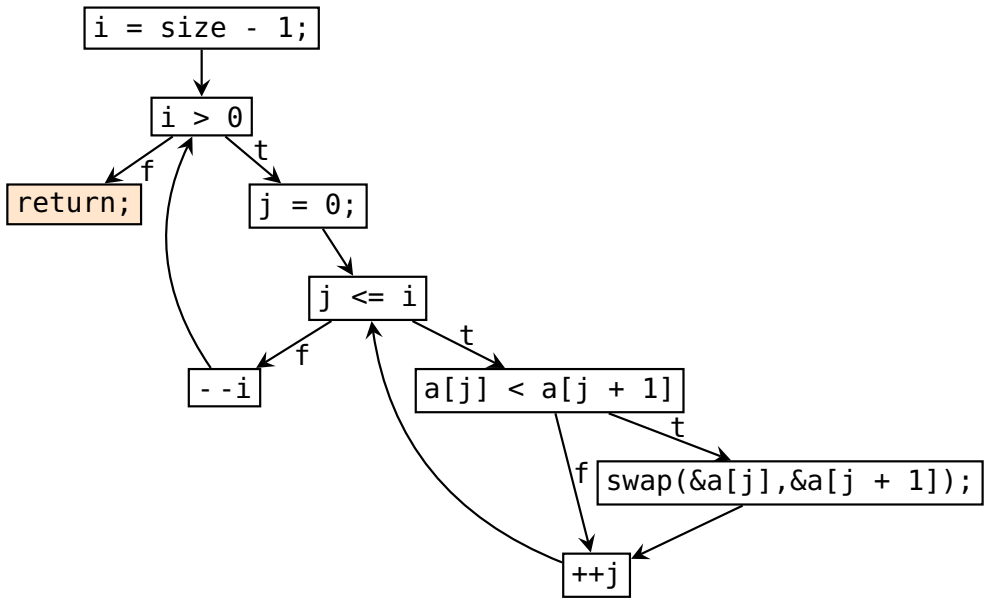
## Kontrollflussgraph (engl. *control-flow graph*)

- Gerichteter Graph aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*)
- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

### 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;
}
```



# Herausforderungen der Messung

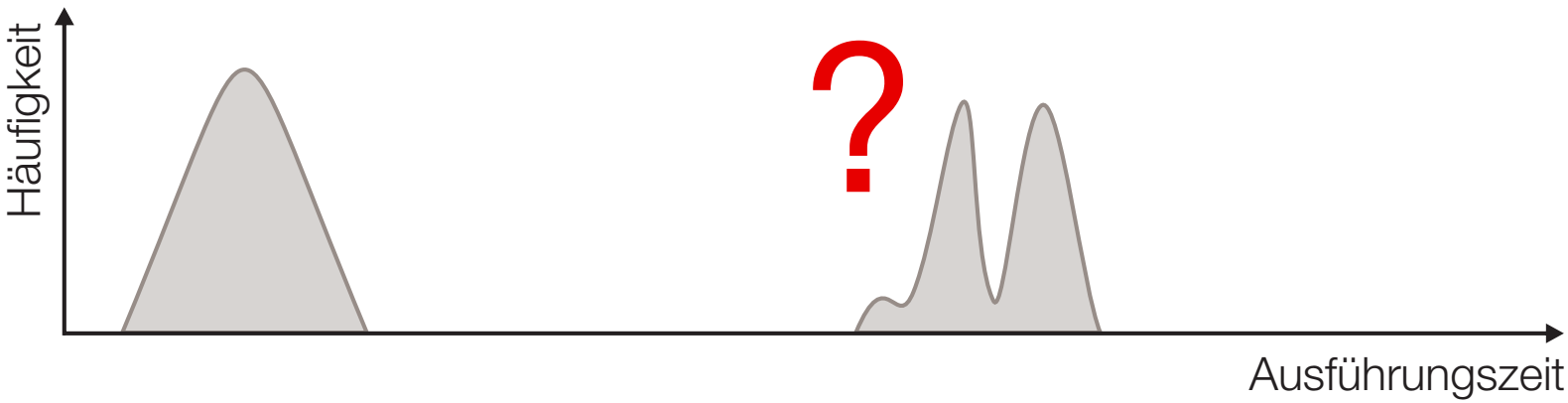
Messungen umfassen stets das Gesamtsystem

→ 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:



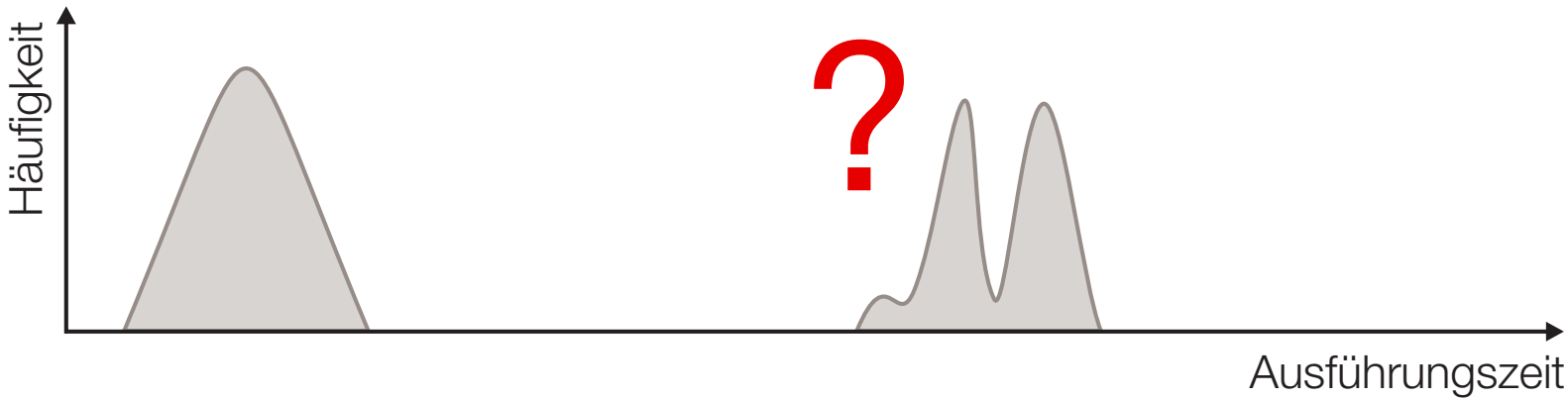
# Herausforderungen der Messung

☞ Messungen umfassen stets das Gesamtsystem

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

⚠ Fluch und Segen

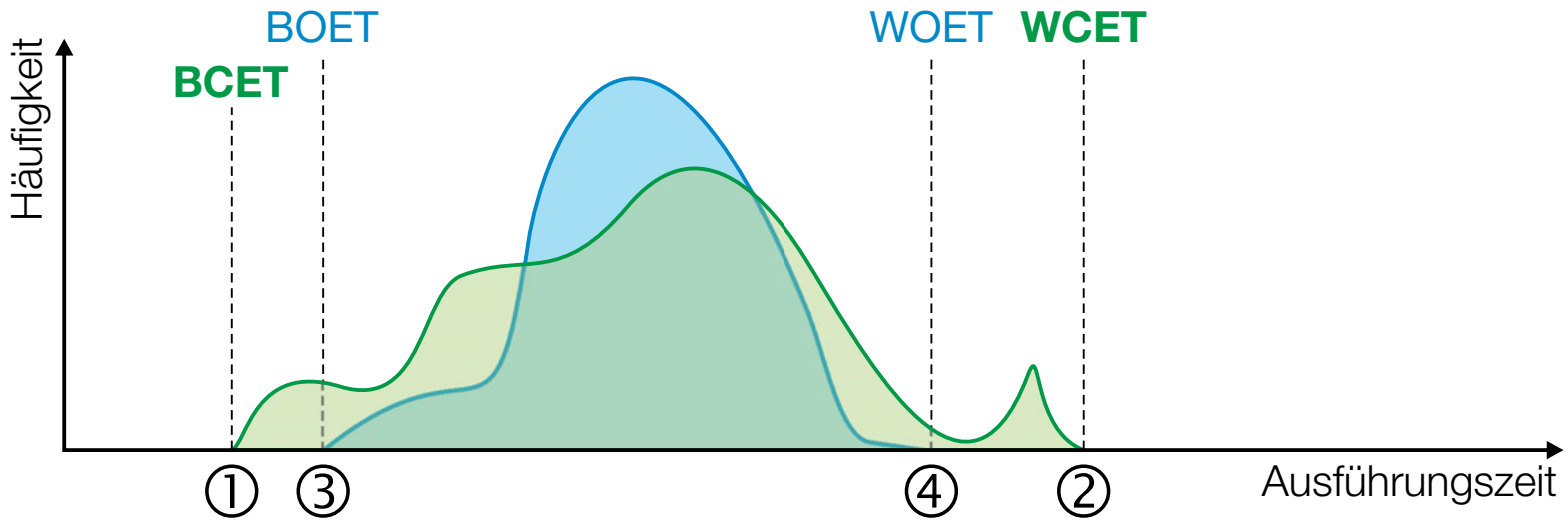
- Mögliches Ergebnis einer Messung:




⚠ Probleme und Anomalien

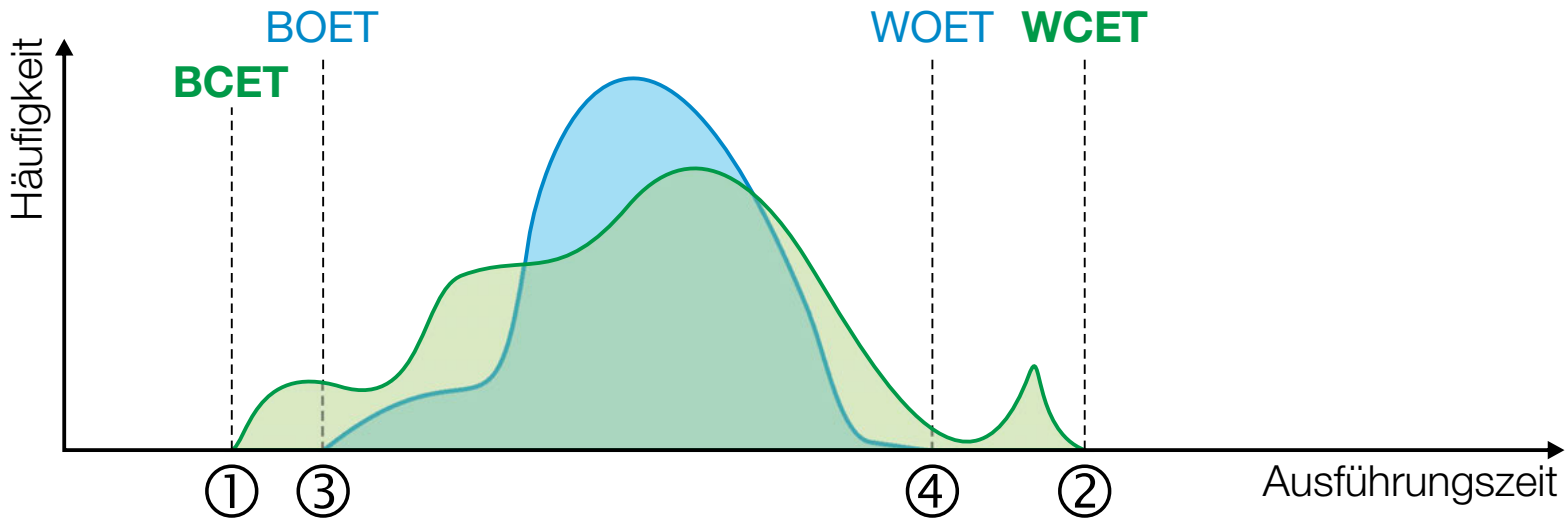
- Nebenläufige Ereignisse unterbinden ↦ Verdrängung
- Gewählte Testdaten führen nicht unbedingt zum längsten Pfad
- Seltene Ausführungsszenarien ↦ Ausnahmefall
- Abschnittsweise WCET-Messung $\not\rightarrow$ globale WCET
- Wiederherstellung des Hardwarezustandes schwierig/unmöglich

# 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



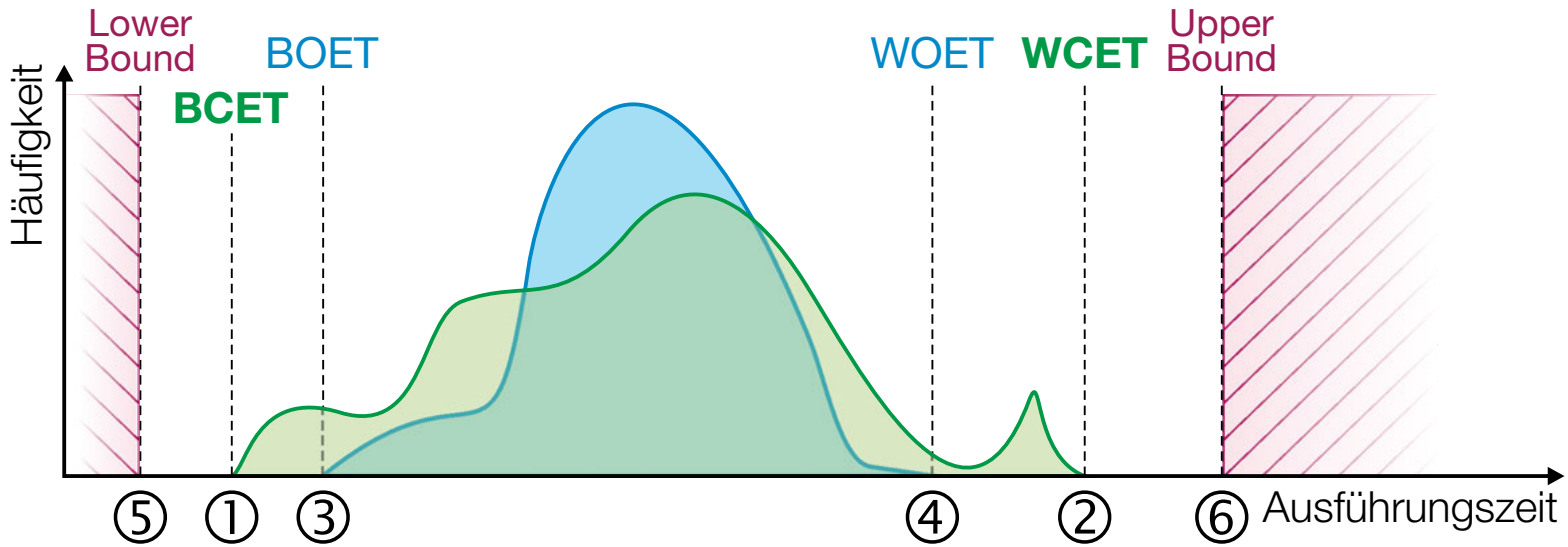

- Dynamische WCET-Analyse liefert Messwerte:
  3. Bestmögliche beobachtete Ausführungszeit (Best Observed Execution Time, BOET)
  4. Schlechtest mögliche beobachtete Ausführungszeit (Worst Observed Execution Time, WOET)

⚠ Messbasierte Ansätze unterschätzen die WCET üblicherweise

# Gliederung



# Überblick: Statische WCET-Analyse




- Statische WCET-Analyse liefert Schranken:
  - 5 Geschätzte untere Schranke (Lower Bound)
  - 6 Geschätzte obere Schranke (Upper Bound)

☞ Die Analyse ist vollständig (engl. *sound*) falls Upper Bound $\geq$ WCET

# 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

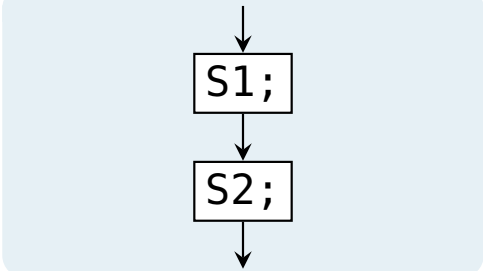
- Flussprobleme sind mathematisch gut untersucht
- Im folgenden zwei Lösungswege: Timing Schema und IPET

# Lösungsweg$_1$: Timing Schema



## Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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




# Lösungsweg$_1$: Timing Schema

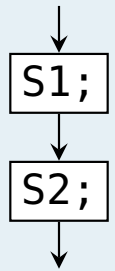


## Sequenzen $\leadsto$ Hintereinanderausführung

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

Summation der WCETs:

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



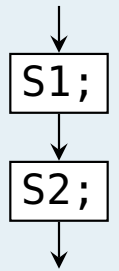

# Lösungsweg$_1$: Timing Schema



## Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

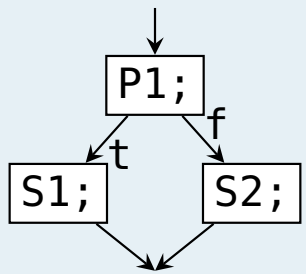
```
S1();
S2();
```

Summation der WCETs:
$e_{seq} = e_{S1} + e_{S2}$




## Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

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



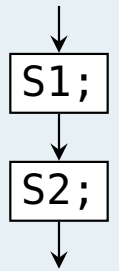

# Lösungsweg$_1$: Timing Schema



## Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

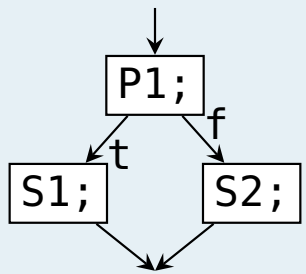
Summation der WCETs:
$e_{seq} = e_{S1} + e_{S2}$




## Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

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

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



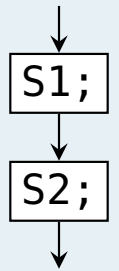

# Lösungsweg$_1$: Timing Schema



## Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

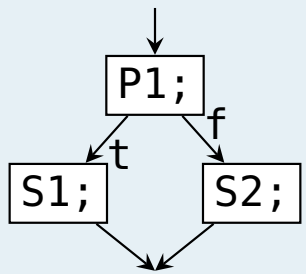
Summation der WCETs:
$e_{seq} = e_{S1} + e_{S2}$




## Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

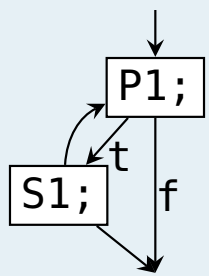
```
if(P1())
  S1();
else S2();
```

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




## Schleifen $\rightsquigarrow$ wiederholte Ausführung

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



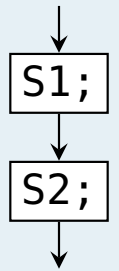

# Lösungsweg$_1$: Timing Schema



## Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

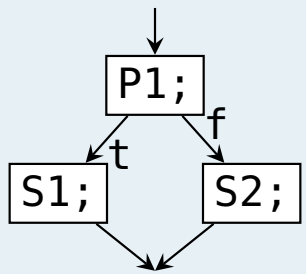
Summation der WCETs:
$e_{seq} = e_{S1} + e_{S2}$




## Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

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

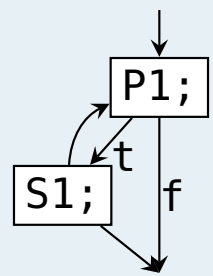
Maximale Gesamtausführungszeit:
$e_{cond} = e_{P1} + \max(e_{S1}, e_{S2})$




## Schleifen $\rightsquigarrow$ wiederholte Ausführung

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

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




# Timing Schema: Bubblesort

## 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;
}
```

# Timing Schema: Bubblesort

## 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;
}
```

- Funktionsaufruf
  $S_1$ = `swap(&a[j],&a[j + 1])`
  - Analog zum hier vorgestellten Verfahren

# Timing Schema: Bubblesort

## 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;
}
```

- Funktionsaufruf

  $S_1$ = `swap(&a[j],&a[j + 1])`
  - Analog zum hier vorgestellten Verfahren
- Verzweigung

  $C_1$: $P_1$ = `a[j] > a[j + 1]`
  - $S_1$ = `swap(&a[j],&a[j + 1])`

  $\rightarrow e_{C_1} = e_{P_1} + max(e_{S_1}, 0)$

# Timing Schema: Bubblesort

## 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;
}
```

- Schleife $L_2$: $P_2$ = `j < i`
  - Rumpf: $C_1$; `++j;`
  - Durchläufe: `size - 1`

  → $e_{L_2} = e_{P_2} + (size - 1)(e_{P_2} + e_{C_1} + e_{++j})$

- Funktionsaufruf

  $S_1$ = `swap(&a[j],&a[j + 1])`
  - Analog zum hier vorgestellten Verfahren
- Verzweigung

  $C_1$: $P_1$ = `a[j] > a[j + 1]`
  - $S_1$ = `swap(&a[j],&a[j + 1])`

  → $e_{C_1} = e_{P_1} + max(e_{S_1}, 0)$

# Timing Schema: Bubblesort

## 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;
}
```

- Schleife $L_2$: $P_2$ = `j < i`
  - Rumpf: $C_1$; `++j;`
  - Durchläufe: `size - 1`

  → $e_{L_2} = e_{P_2} + (size - 1)(e_{P_2} + e_{C_1} + e_{++j})$
- Schleife $L_1$: $P_3$ = `i > 0`
  - Rumpf: $L_2$; `--i;`
  - Durchläufe: `size - 1`

  → $e_{L_1} = e_{P_3} + (size - 1)(e_{P_1} + e_{L_2} + e_{--i})$

- Funktionsaufruf

  $S_1$ = `swap(&a[j],&a[j + 1])`
  - Analog zum hier vorgestellten Verfahren
- Verzweigung

  $C_1$: $P_1$ = `a[j] > a[j + 1]`
  - $S_1$ = `swap(&a[j],&a[j + 1])`

  → $e_{C_1} = e_{P_1} + max(e_{S_1}, 0)$

# Timing Schema: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

## Eigenschaften

- Traversierung des abstrakten Syntaxbaums (AST) bottom-up
  - An den Blättern beginnend, bis zur Wurzel
  - → Ausgangspunkt sind also explizite Pfade
- 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
    - → Ausgangspunkt sind also explizite Pfade
  - 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
  - → Ausgangspunkt sind also explizite Pfade
- 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

→ 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 lineares 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

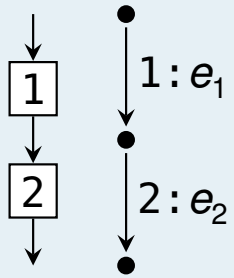
→ Jeder Kante wird ihre WCET $e_i$ zugeordnet

# 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



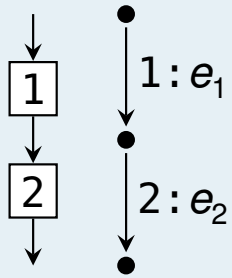

# Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

- 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

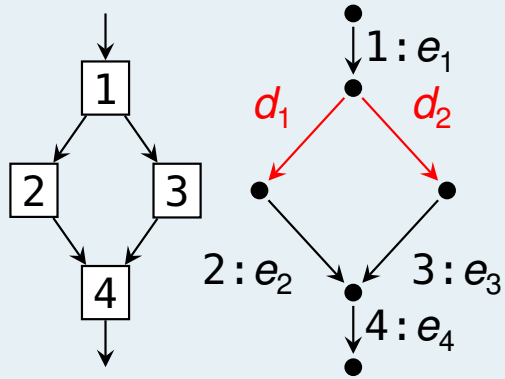
→ Jeder Kante wird ihre WCET $e_i$ zugeordnet

⚠ Verzweigungen benötigen Dummy-Kanten $d_i$

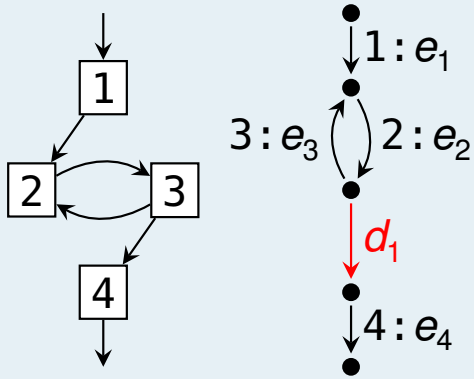
## Sequenz




## Verzweigung




## Schleife



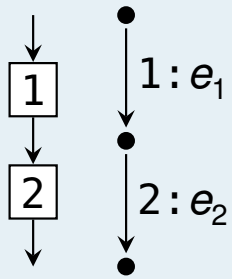

# Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

- 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

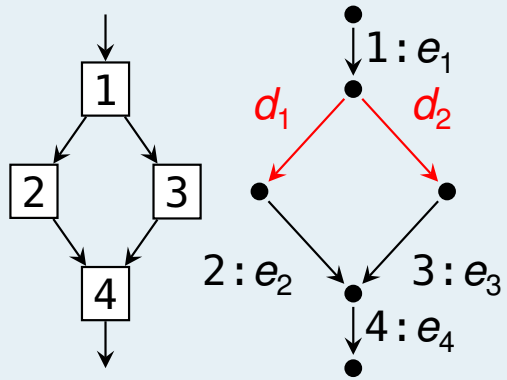
→ Jeder Kante wird ihre WCET $e_i$ zugeordnet

⚠ Verzweigungen benötigen Dummy-Kanten $d_i$

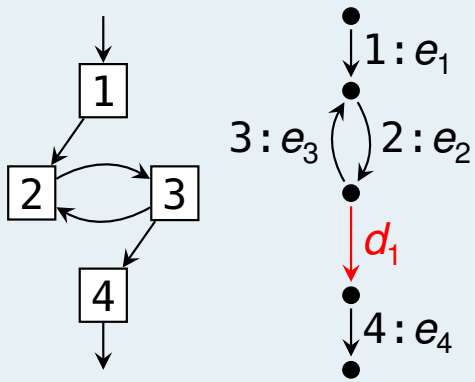
## Sequenz




## Verzweigung




## Schleife




⚠ Graphentheorie annotiert Kosten klassischerweise an Kanten

# Zirkulationen

Abbildung $f : \mathscr{E} \mapsto \mathscr{R}$ heißt Zirkulation, falls sie den Fluss erhält

- Kanten wird die Zahl der Ausführungen $f_i$ als Fluss zugeordnet
- Flusserhaltung: Jeder Knoten wird gleich oft betreten und verlassen
  - Erfordert die Einführung einer Rückkehrkante $E_e$ mit $f_e = 1$

# Zirkulationen

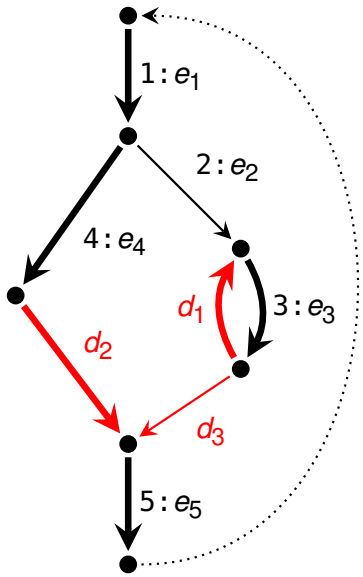
☞ Abbildung $f : \mathscr{E} \mapsto \mathscr{R}$ heißt Zirkulation, falls sie den Fluss erhält

- Kanten wird die Zahl der Ausführungen $f_i$ als Fluss zugeordnet
- Flusserhaltung: Jeder Knoten wird gleich oft betreten und verlassen
  - Erfordert die Einführung einer Rückkehrkante $E_e$ mit $f_e = 1$

- Ausschluss ungültiger Abarbeitungen durch Flussrestriktionen
  - Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
  - Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen

# Zirkulationen

- Abbildung $f : \mathscr{E} \mapsto \mathscr{R}$ heißt Zirkulation, falls sie den Fluss erhält
  - Kanten wird die Zahl der Ausführungen $f_i$ als Fluss zugeordnet
  - Flusserhaltung: Jeder Knoten wird gleich oft betreten und verlassen
    - Erfordert die Einführung einer Rückkehrkante $E_e$ mit $f_e = 1$
- Ausschluss ungültiger Abarbeitungen durch Flussrestriktionen
  - Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
  - Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen



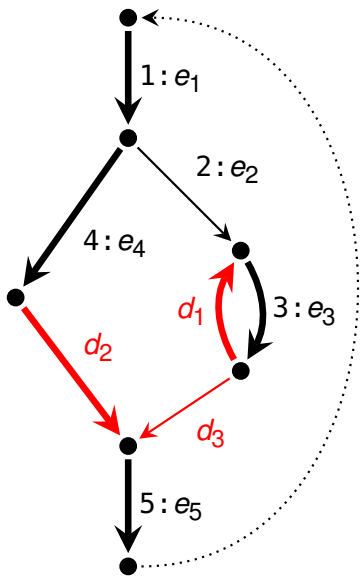

- Beispiel
  - $f_1 = f_2 + f_4$ wird durch die Zirkulation garantiert

# Zirkulationen

☞ Abbildung $f : \mathscr{E} \mapsto \mathscr{R}$ heißt Zirkulation, falls sie den Fluss erhält

- Kanten wird die Zahl der Ausführungen $f_i$ als Fluss zugeordnet
- Flusserhaltung: Jeder Knoten wird gleich oft betreten und verlassen
  - Erfordert die Einführung einer Rückkehrkante $E_e$ mit $f_e = 1$

- Ausschluss ungültiger Abarbeitungen durch Flussrestriktionen
  - Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
  - Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen




- Beispiel
  - $f_1 = f_2 + f_4$ wird durch die Zirkulation garantiert
  - gültige Zirkulation: $\{E_1, E_4, d_2, E_5, E_e\} \cup \{E_3, d_1\}$

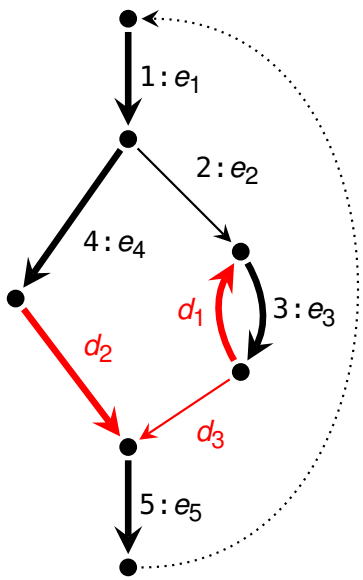
    → aber keine gültige Abarbeitung

# Zirkulationen

☞ Abbildung $f : \mathscr{E} \mapsto \mathscr{R}$ heißt Zirkulation, falls sie den Fluss erhält

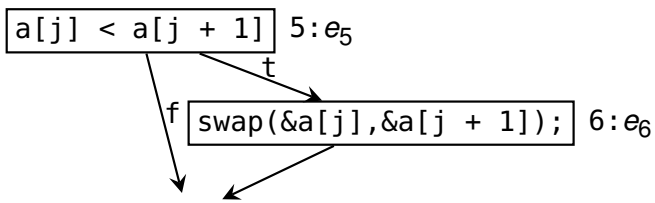
- Kanten wird die Zahl der Ausführungen $f_i$ als Fluss zugeordnet
- Flusserhaltung: Jeder Knoten wird gleich oft betreten und verlassen
  - Erfordert die Einführung einer Rückkehrkante $E_e$ mit $f_e = 1$

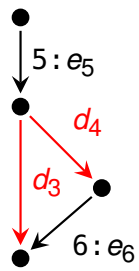
- Ausschluss ungültiger Abarbeitungen durch Flussrestriktionen
  - Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
  - Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen



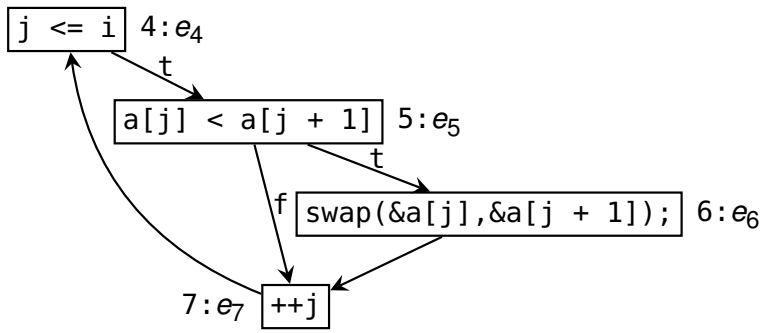

- Beispiel
  - $f_1 = f_2 + f_4$ wird durch die Zirkulation garantiert
  - gültige Zirkulation: $\{E_1, E_4, d_2, E_5, E_e\} \cup \{E_3, d_1\}$
    → aber keine gültige Abarbeitung
  - Flussrestriktion $f_3 \leq 5 f_2$ löst dieses Problem
    - wird $E_2$ nicht abgearbeitet, so gilt $f_3 \leq 5 \cdot 0 = 0$
    - hier: Beschränkung auf 5 Schleifendurchläufe
    → Nebenbedingung des Optimierungsproblems

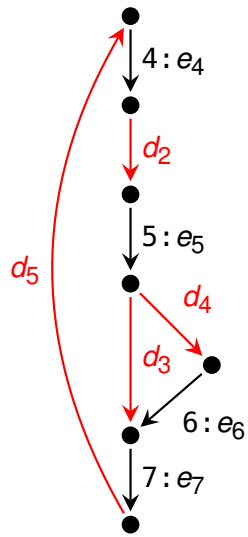
# Beispiel: Bubblesort



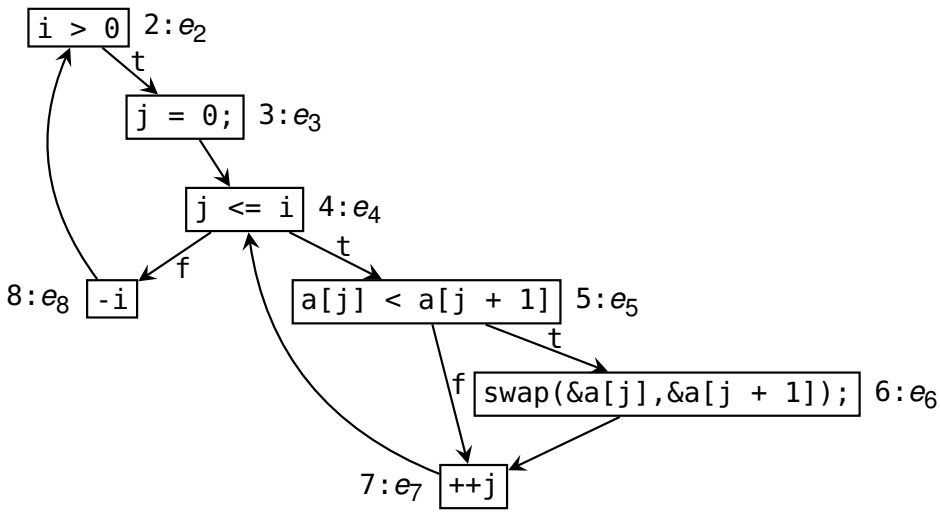



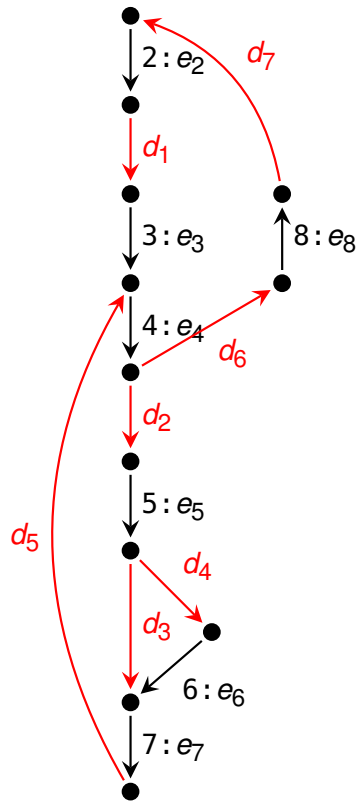

# Beispiel: Bubblesort



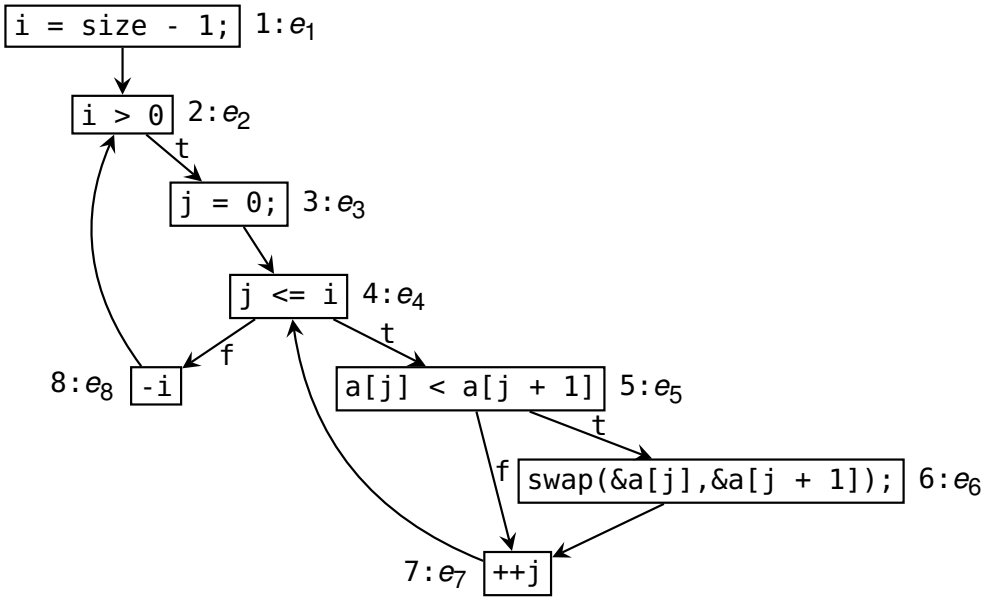



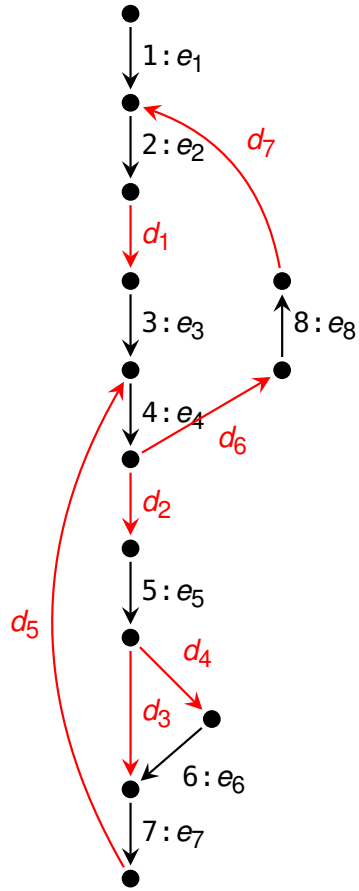

# Beispiel: Bubblesort



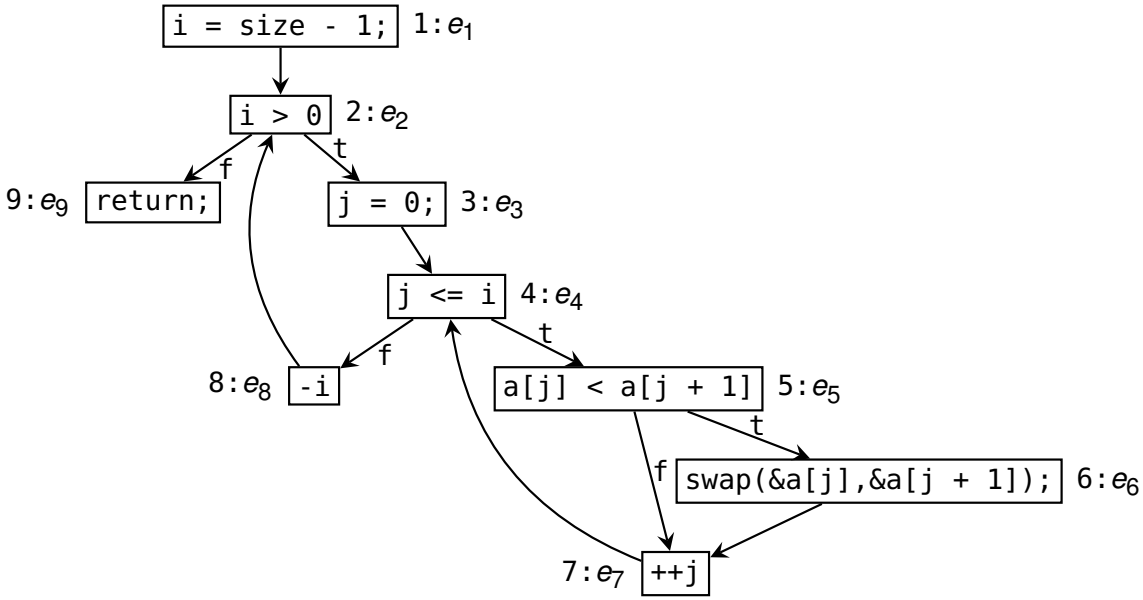



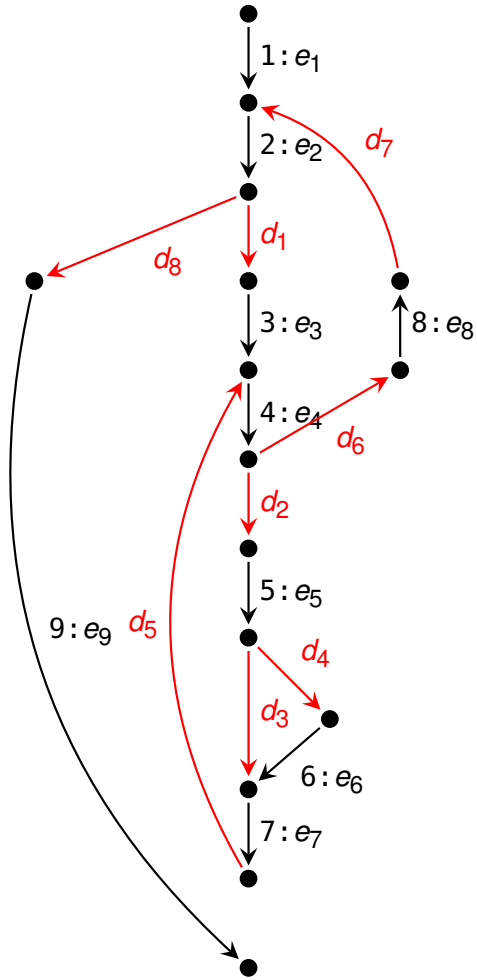

# Beispiel: Bubblesort



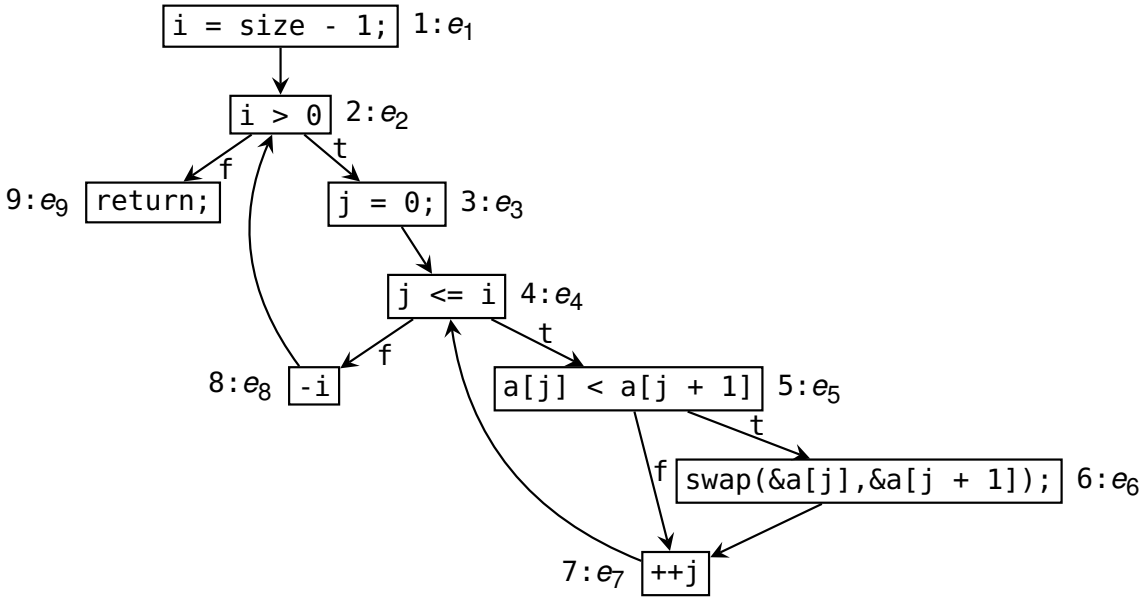



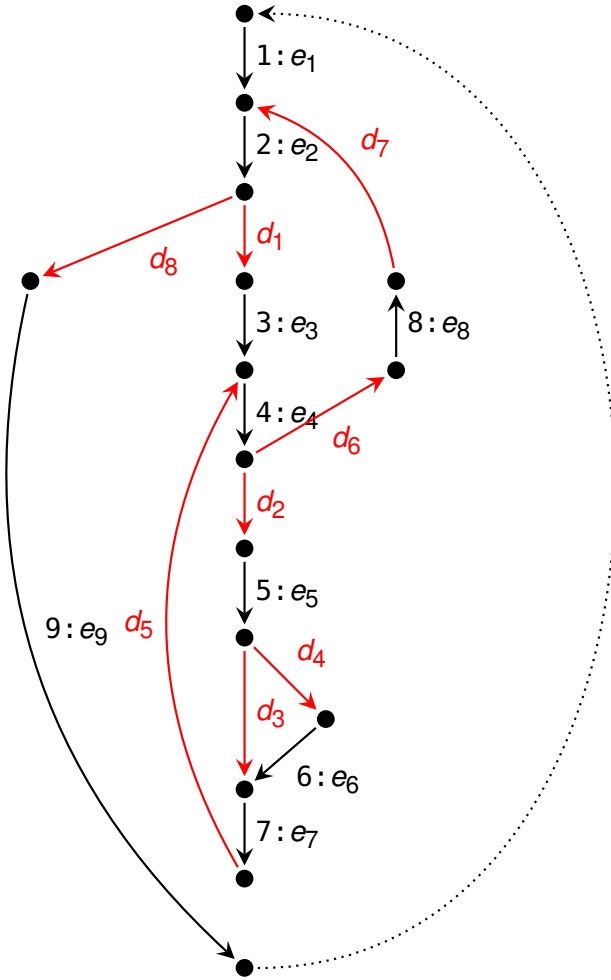

# Beispiel: Bubblesort



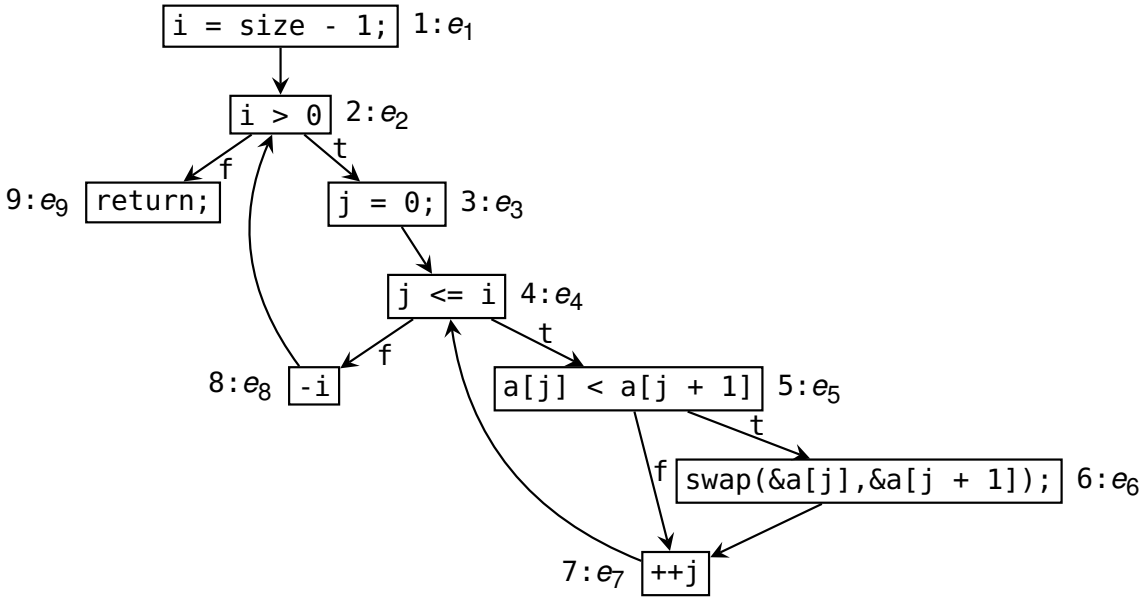



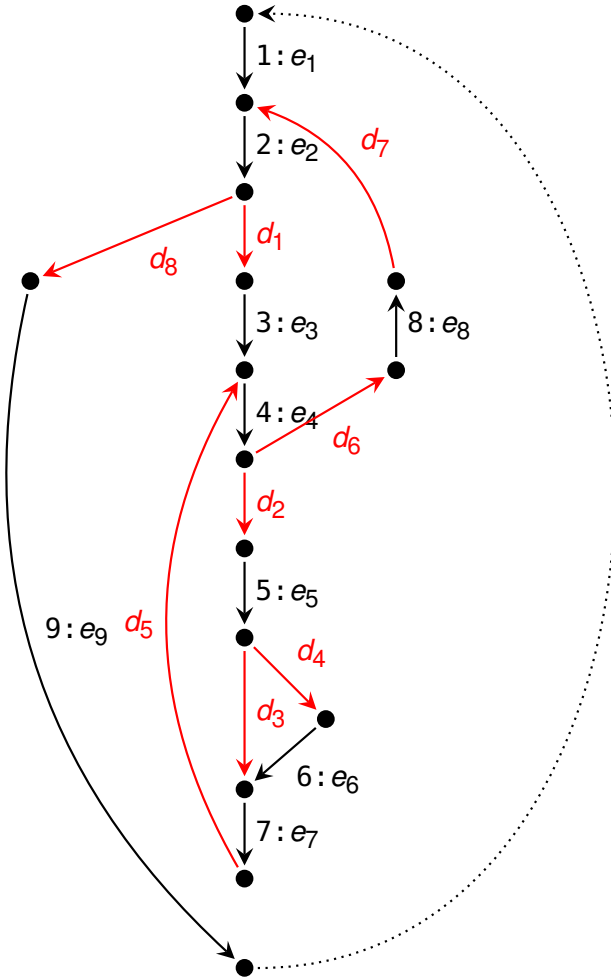

# Beispiel: Bubblesort




# Beispiel: Bubblesort




- Flussrestriktionen, die sich aus Schleifen ergeben:
  - Äußere Schleife: $f_2 \leq (size - 1) f_1$
  - Innere Schleife: $f_4 \leq (size - 1) f_3$
- Flussrestriktionen, die sich aus Verzweigungen ergeben:
  - Bedingte Vertauschung: $f_{d_3} + f_6 = f_7$

# Ganzzahliges Lineares Optimierungsproblem

Zielfunktion: Maximierung des gewichteten Flusses

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

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

# Ganzzahliges Lineares Optimierungsproblem

☞ Zielfunktion: Maximierung des gewichteten Flusses

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

→ 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

# Gliederung



# WCET eines Code-Schnipsels?

Werte der Grundblöcke sind Eingabe für die Flussanalyse

## Grundproblem: Ausführungszyklen von Instruktionen zählen

```
1  _getop:
2    link    a6,#0          // 16 Zyklen
3    moveml  #0x3020,sp@-   // 32 Zyklen
4    movel   a6@(8),a2      // 16 Zyklen
5    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

```
1  _getop:
2    link    a6,#0          // 16 Zyklen
3    moveml  #0x3020,sp@-   // 32 Zyklen
4    movel   a6@(8),a2      // 16 Zyklen
5    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

## Zum Teil falsch & äußerst pessimistisch

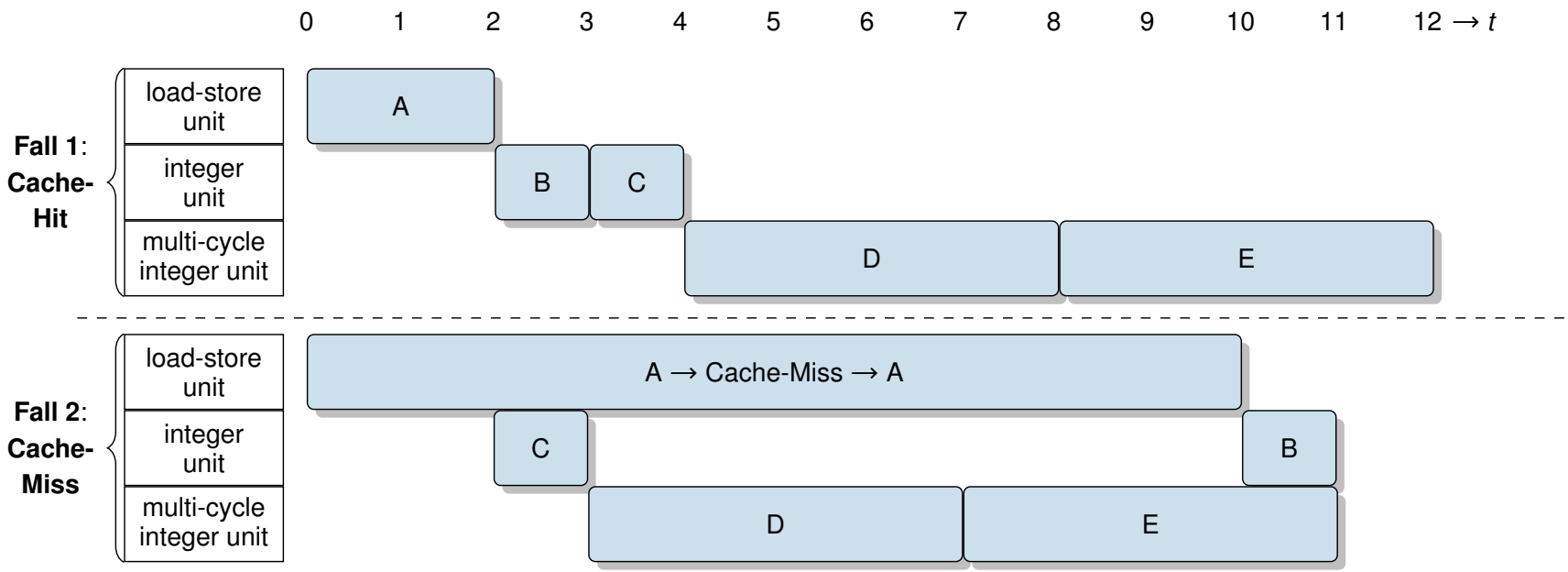
- Falsch bei Laufzeitanomalien (engl. *timing anomalies*) [**?**, **?**]
  - Anomalie: WCET der Sequenz > Summe der WCETs aller Instruktionen/Blöcke: globale WCET > $\Sigma$(lokale WCET)
  - Anomalie **verursacht durch Abstraktion** des Hardwareverhaltens
  - Beispiele: Out-of-Order Ausführung, Cache-Ersetzung (Pseudo-Round-Robin)
- 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

# ⚠ Beispiel: Laufzeitanomalie [?, ?]

## Annahmen

- Prozessor mit Out-of-Order Ausführung
- Bestandteile der Maschineninstruktionen (Pipeline-Schritt) unabhängig

  $\rightsquigarrow$ CPU kann Reihenfolge vertauschen




- Anomalie ist unintuitives Verhalten: **Cache-Miss Fall kürzere Laufzeit**

  → Analysen müssen dieses Verhalten korrekt abbilden

# 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 mit Hilfe einer Datenflussanalyse
  2. Pipeline-Analyse
     - Ergebnisse der Cache-Analyse werden anschließend berücksichtigt
  3. Pfad-Analyse und WCET-Berechnung

# Beispiel: Cache-Analyse [?]

Cache: ein kleiner, schneller Zwischenspeicher

- Zugriffszeiten variieren je nach Zustand des Caches enorm:

  Treffer (engl. *hit*), Daten/Instruktion sind im Cache $\leadsto e_h$

  Fehlschlag (engl. *miss*), Daten/Instruktion sind nicht im Cache $\leadsto e_m$

# Beispiel: Cache-Analyse [?]

Cache: ein kleiner, schneller Zwischenspeicher

- Zugriffszeiten variieren je nach Zustand des Caches enorm:

  Treffer (engl. *hit*), Daten/Instruktion sind im Cache $\rightsquigarrow e_h$

  Fehlschlag (engl. *miss*), Daten/Instruktion sind nicht im Cache $\rightsquigarrow e_m$

Hits sind schneller als Misses: $e_m \gg e_h$

$\rightarrow$ Strafe liegt schnell bei $>$ 100 Taktzyklen

# Beispiel: Cache-Analyse [?]

Cache: ein kleiner, schneller Zwischenspeicher

- Zugriffszeiten variieren je nach Zustand des Caches enorm:

  Treffer (engl. *hit*), Daten/Instruktion sind im Cache $\rightsquigarrow e_h$

  Fehlschlag (engl. *miss*), Daten/Instruktion sind nicht im Cache $\rightsquigarrow e_m$

Hits sind schneller als Misses: $e_m \gg e_h$

→ Strafe liegt schnell bei $> 100$ Taktzyklen

- Eigenschaften von Caches mit Einfluss auf deren Analyse

  Typ
  - Cache für Instruktionen
  - Cache für Daten
  - kombinierter Cache für Instruktionen und Daten

  Auslegung
  - direkt abgebildet (engl. *direct mapped*)
  - vollassoziativ (engl. *fully associative*)
  - satz- oder mengenassoziativ (engl. *set associative*)

  Ersetzungsstrategie
  - engl. *(pseudo) least recently used*, (Pseudo-)LRU
  - engl. *(pseudo) first in first out*, (Pseudo-)FIFO

# Ergebnisse der Cache-Analyse

- Wissen ob eine Instruktion/ein Datum im Cache ist, oder nicht:

  must, die Instruktion ist garantiert im Cache

  → man kann immer die schnellere Ausführungszeit $e_h$ annehmen
  - wird für die Vorhersage von Treffern verwendet

# Ergebnisse der Cache-Analyse

- Wissen ob eine Instruktion/ein Datum im Cache ist, oder nicht:

must, die Instruktion ist garantiert im Cache

→ man kann immer die schnellere Ausführungszeit $e_h$ annehmen

- wird für die Vorhersage von Treffern verwendet

may, die Instruktion ist vielleicht im Cache

→ ist dies nicht der Fall, muss man die Ausführungszeit $e_m$ annehmen

- wird für die Vorhersage von Fehlschlägen verwendet

# Ergebnisse der Cache-Analyse

- Wissen ob eine Instruktion/ein Datum im Cache ist, oder nicht:

must, die Instruktion ist garantiert im Cache

→ man kann immer die schnellere Ausführungszeit $e_h$ annehmen

- wird für die Vorhersage von Treffern verwendet

may, die Instruktion ist vielleicht im Cache

→ ist dies nicht der Fall, muss man die Ausführungszeit $e_m$ annehmen

- wird für die Vorhersage von Fehlschlägen verwendet

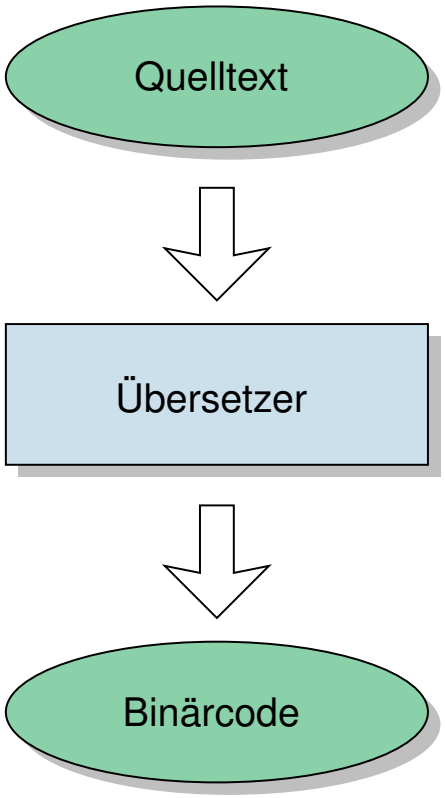
persistent, die Instruktion verbleibt im Cache

→ erster Zugriff ist ein Fehlschlag, alle weiteren sind Treffer

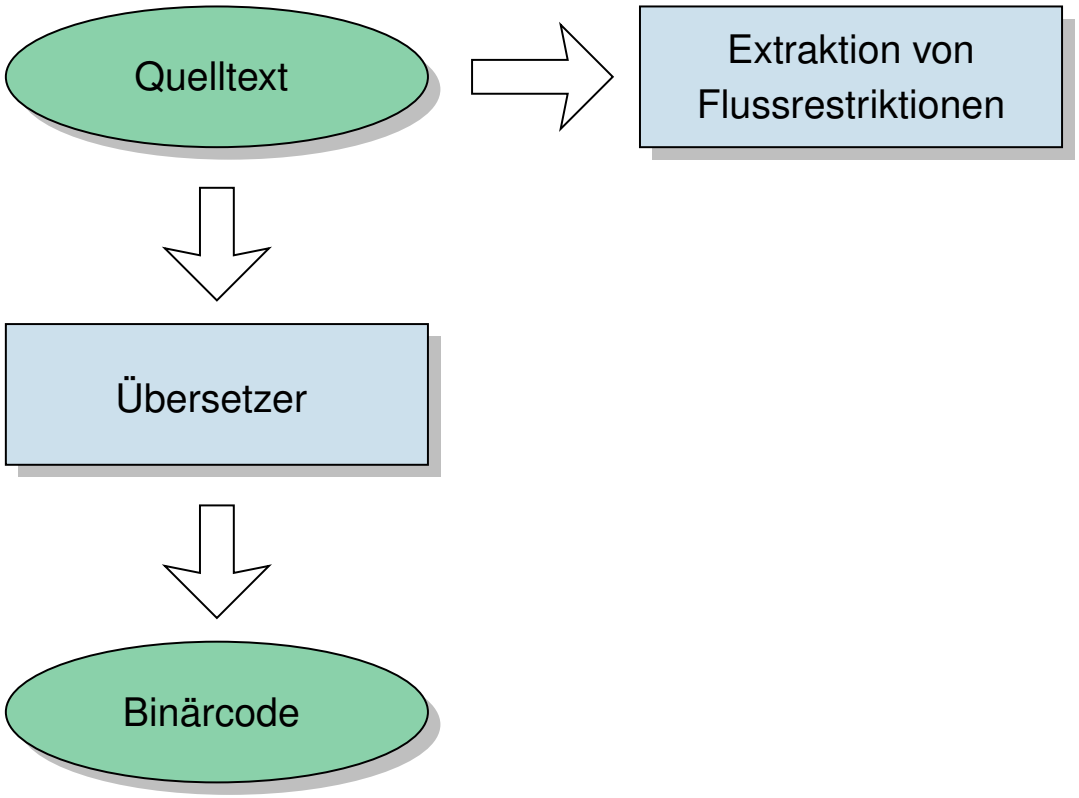
→ erster Zugriff: $e_m$, weitere Zugriffe: $e_h$

- ist besonders für Schleifen interessant, die den Cache „füllen“

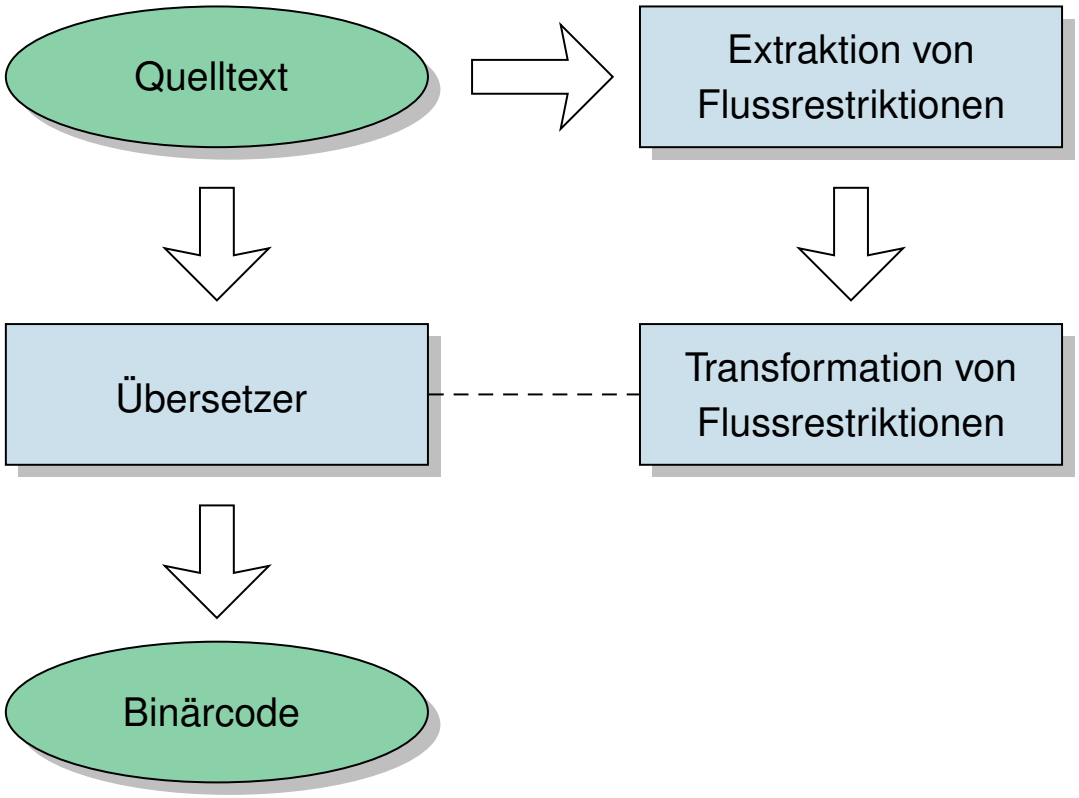
# Werkzeugkette für die WCET-Analyse



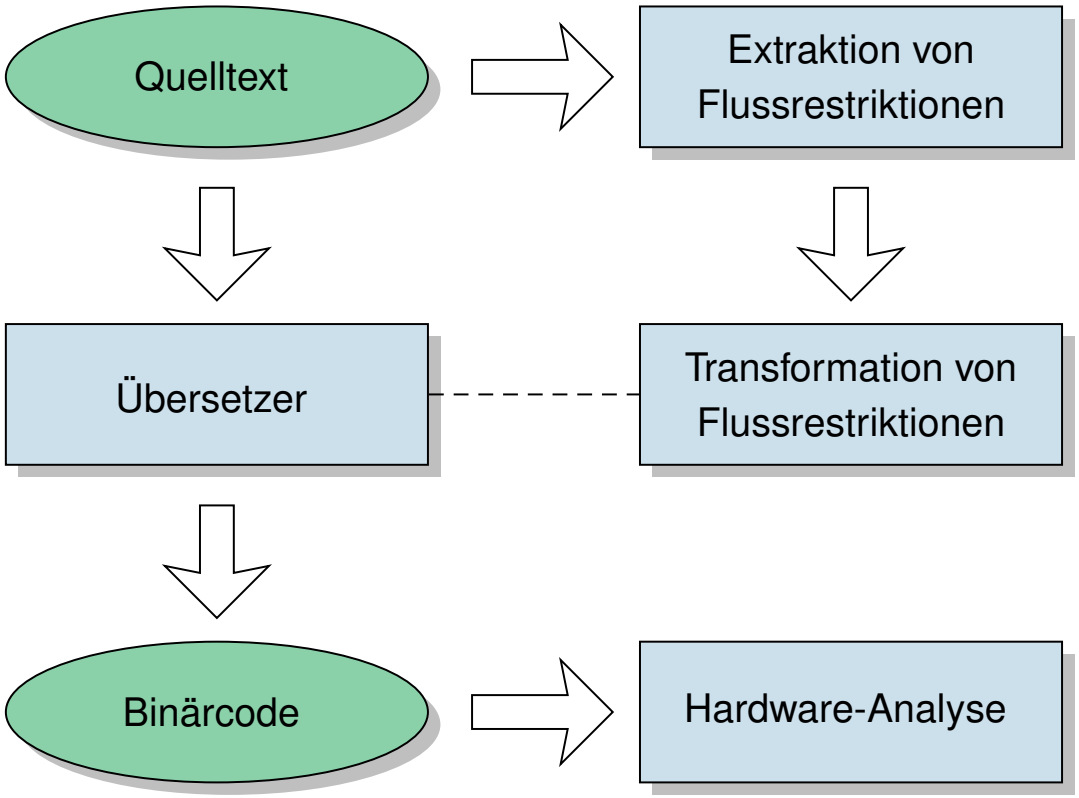

# Werkzeugkette für die WCET-Analyse



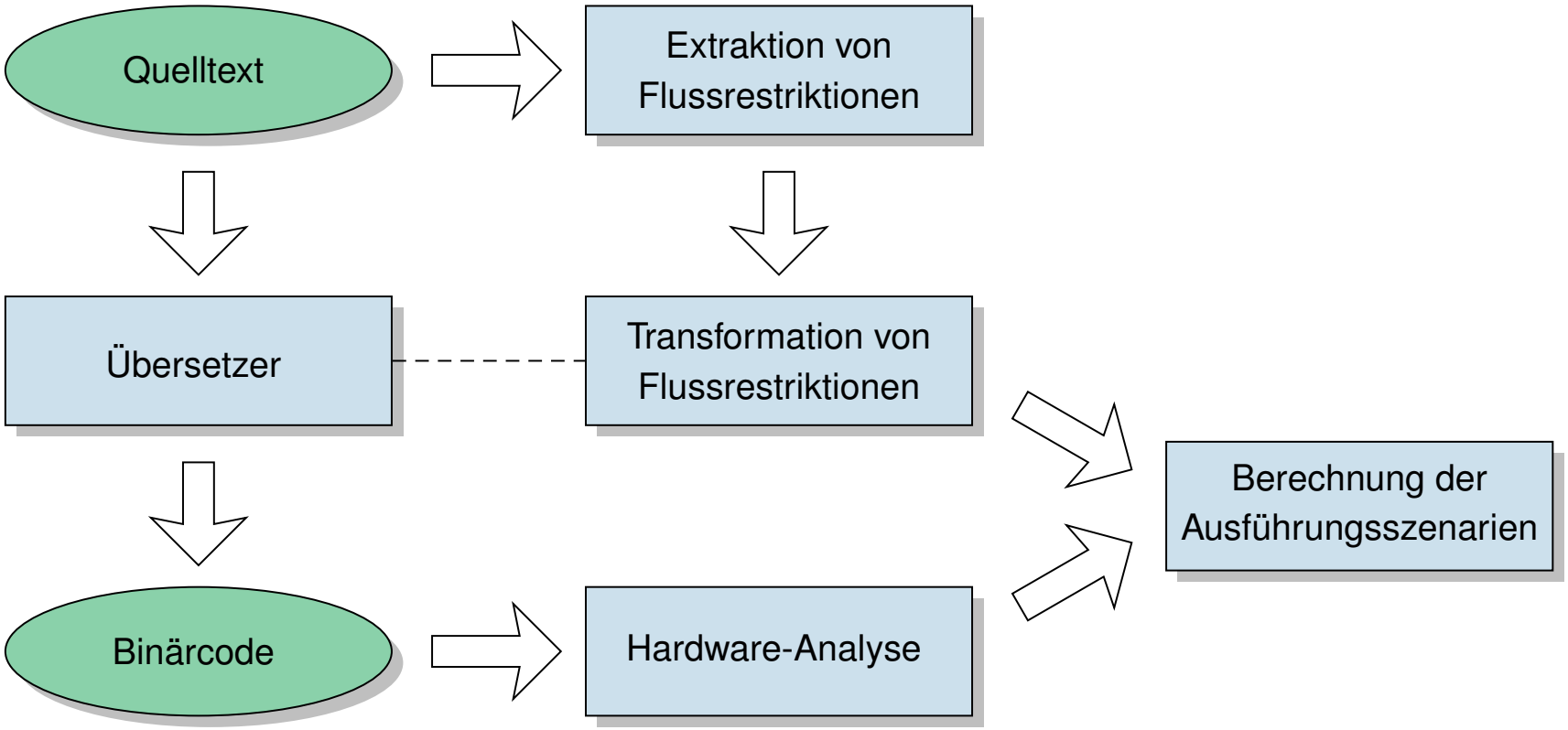

# Werkzeugkette für die WCET-Analyse



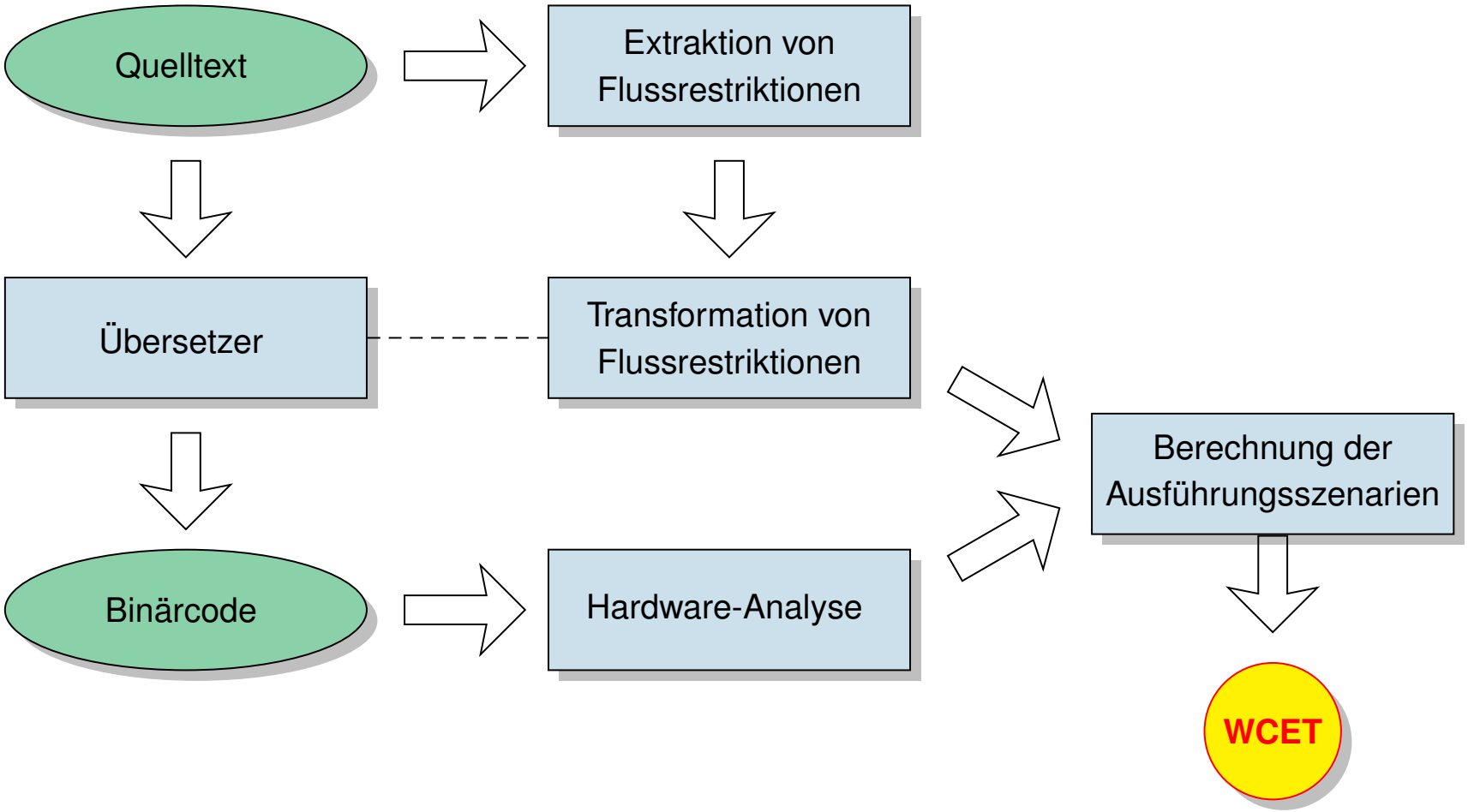

# Werkzeugkette für die WCET-Analyse



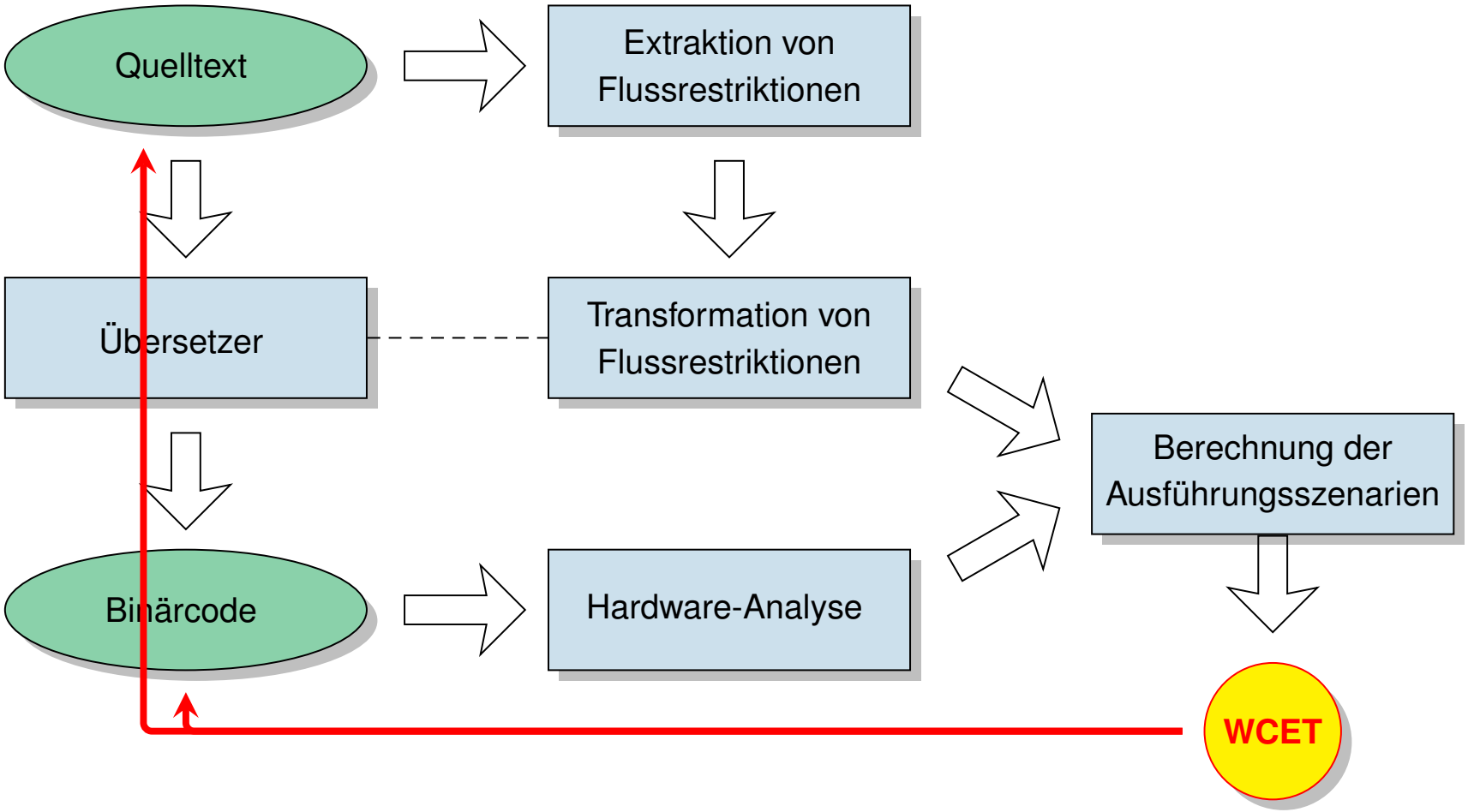

# Werkzeugkette für die WCET-Analyse




# Werkzeugkette für die WCET-Analyse



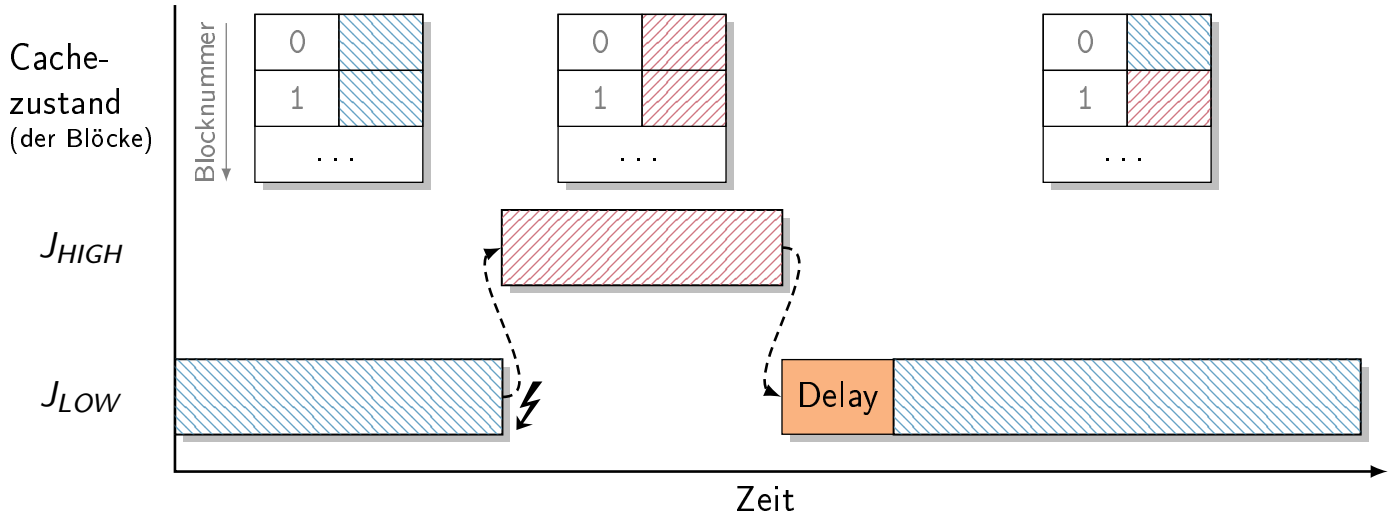

# Werkzeugkette für die WCET-Analyse



# Gliederung

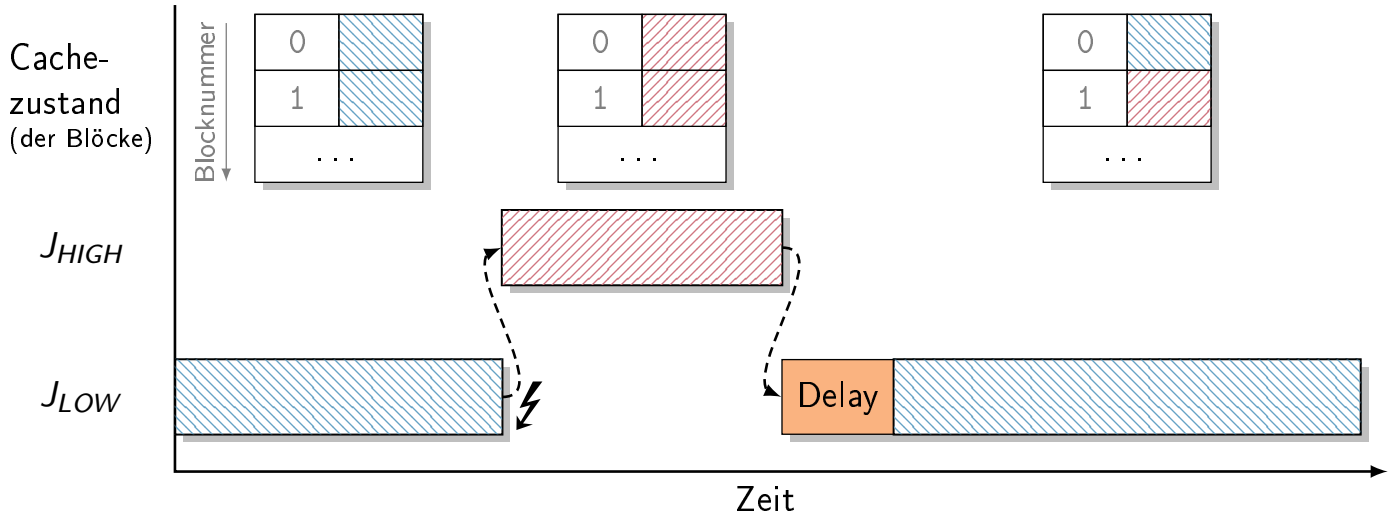
# ⚠ Worst-Case Response Time

## Beeinflussung der Laufzeit durch Verdrängungen/Interrupts



# ⚠ Worst-Case Response Time

## Beeinflussung der Laufzeit durch Verdrängungen/Interrupts

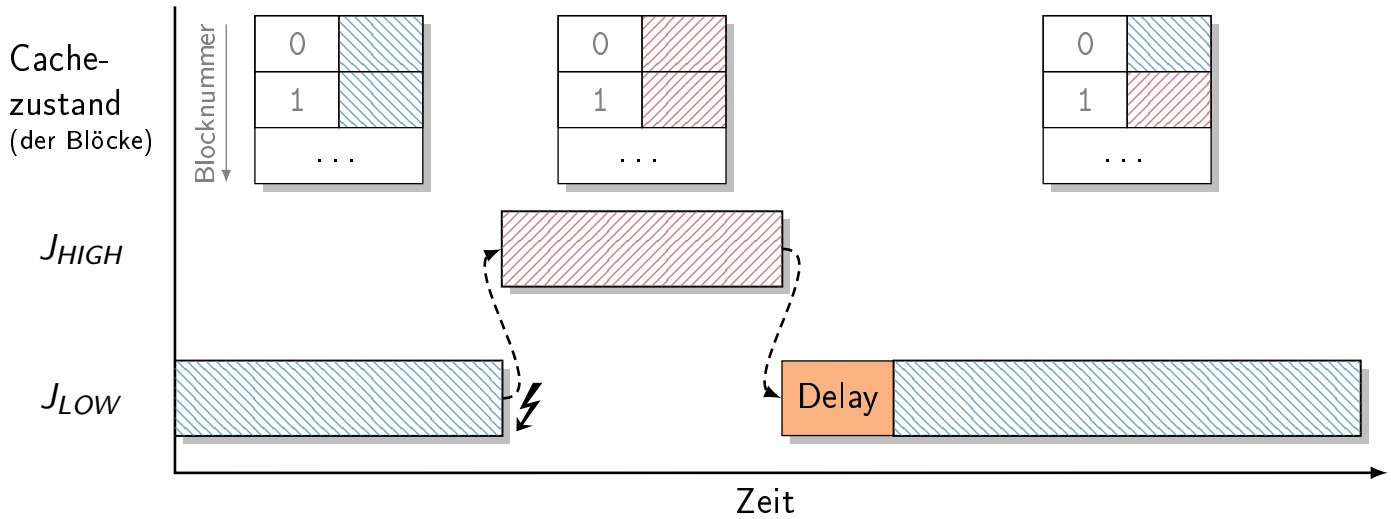



- Interrupt beeinflusst Cache-Zustand (z.B. Verwendung von Instruktionscache)
- Verzögerungen durch Nachladen von Daten/Instruktionen nach Verdrängung
- Antwortzeitanalyse muss Cache berücksichtigen, neben Laufzeit der verdrängenden Aufgaben

⚠ Analyse der Cache-Related Preemption Delays (CRPDs) [**?**, **?**]

# Worst-Case Response Time (Forts.)

## Analyse der verwendeten Cache-Blöcke

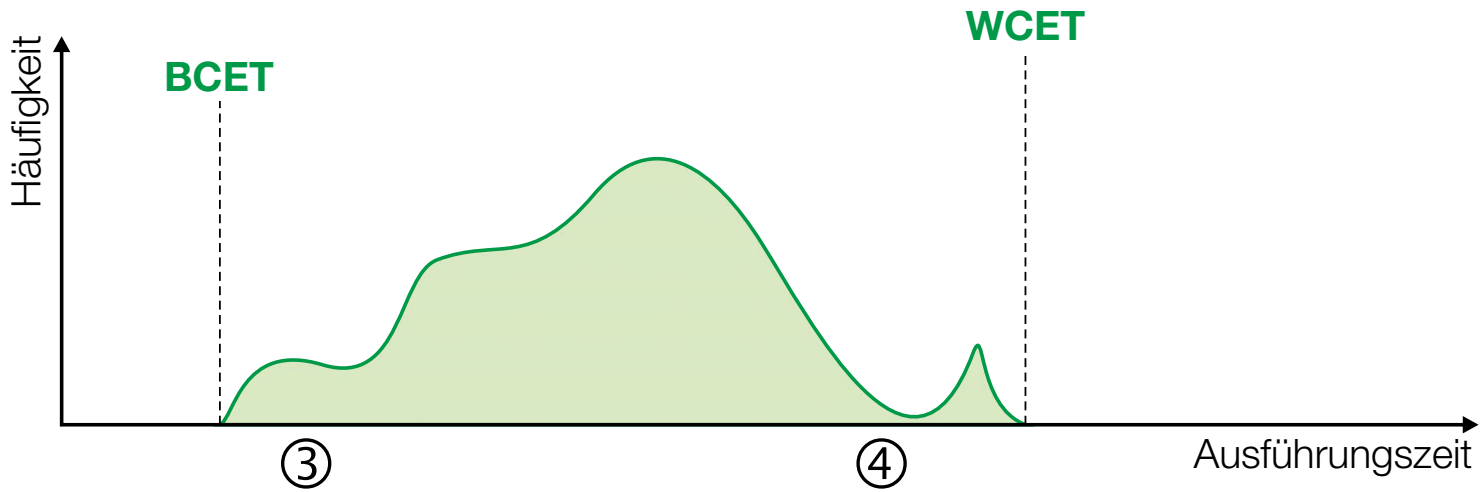



- CRPD-Analyse
  - Kenntnis der *verwendeten Cache-Blöcke* (in $J_{LOW}$ und $J_{HIGH}$)
  - Analyse der Worst-Case-Auftrittsmuster (mittels maximaler Auftrittshäufigkeit)
- WCET $e_i$: Laufzeit in Isolation
- WCRT $\omega_i$: Antwortzeit unter Berücksichtigung aller Interferenzen; kann durch Caches länger (um Delay) als die Summe der jeweiligen $e_i$ sein

# Gliederung



# Resümee

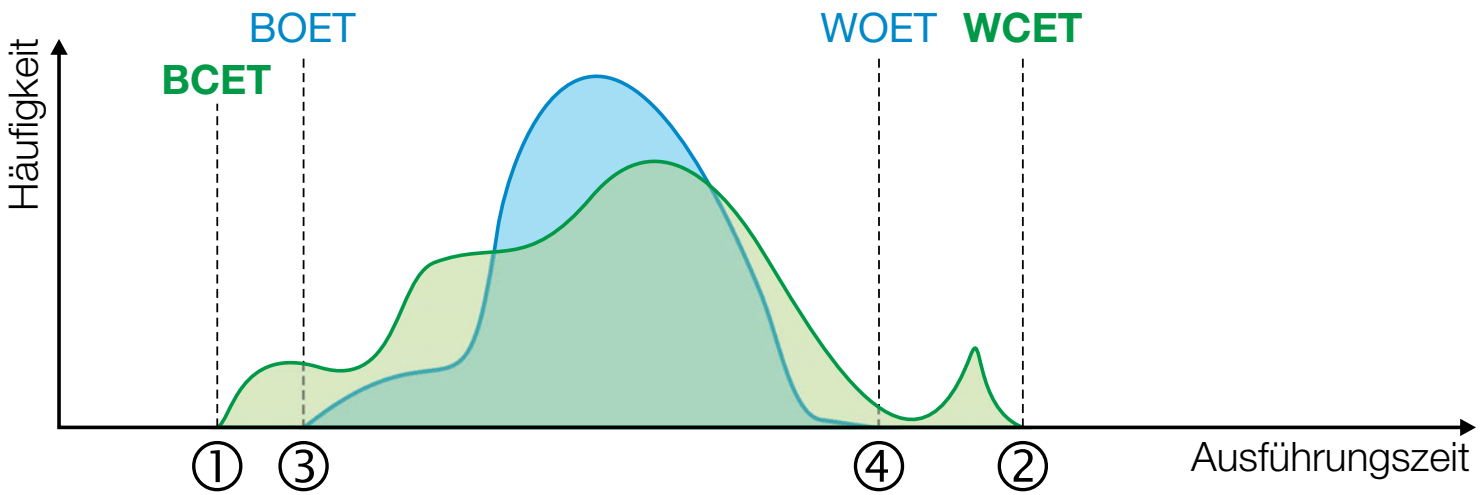



☞ WCET-Bestimmung gliedert sich grob in zwei Teilprobleme

- Programmiersprachenebene (makroskopisch) $\rightsquigarrow$ finde die längsten Pfade durch ein Programm
- Maschinenprogrammebene (mikroskopisch) $\rightsquigarrow$ bestimmte die WCET der Elementaroperationen

⚠ Tatsächliche Ausführungszeit: BCET / WCET

# Resümee

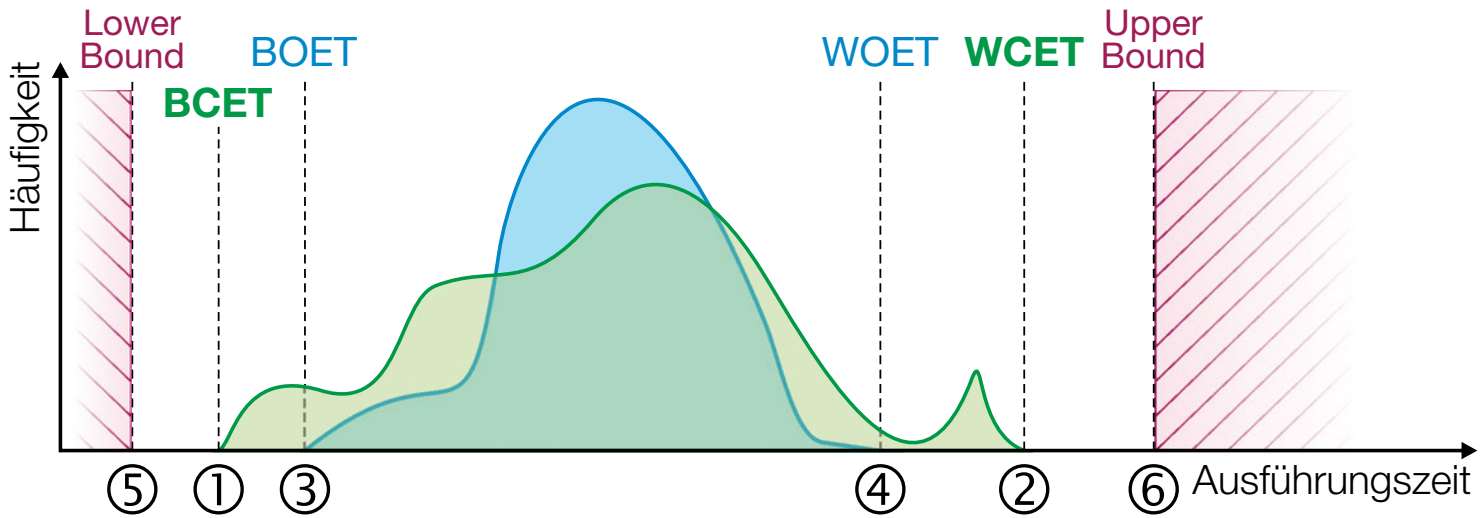



☞ Dynamische Analyse ↦ Beobachtung der Ausführungszeit

- Messung bezieht beide Ebenen mit ein
- Vollständige Messung im Allgemeinen nicht möglich ⇝ Unterapproximation

⚠ Gemessene Ausführungszeit: BOET / WOET

# Resümee

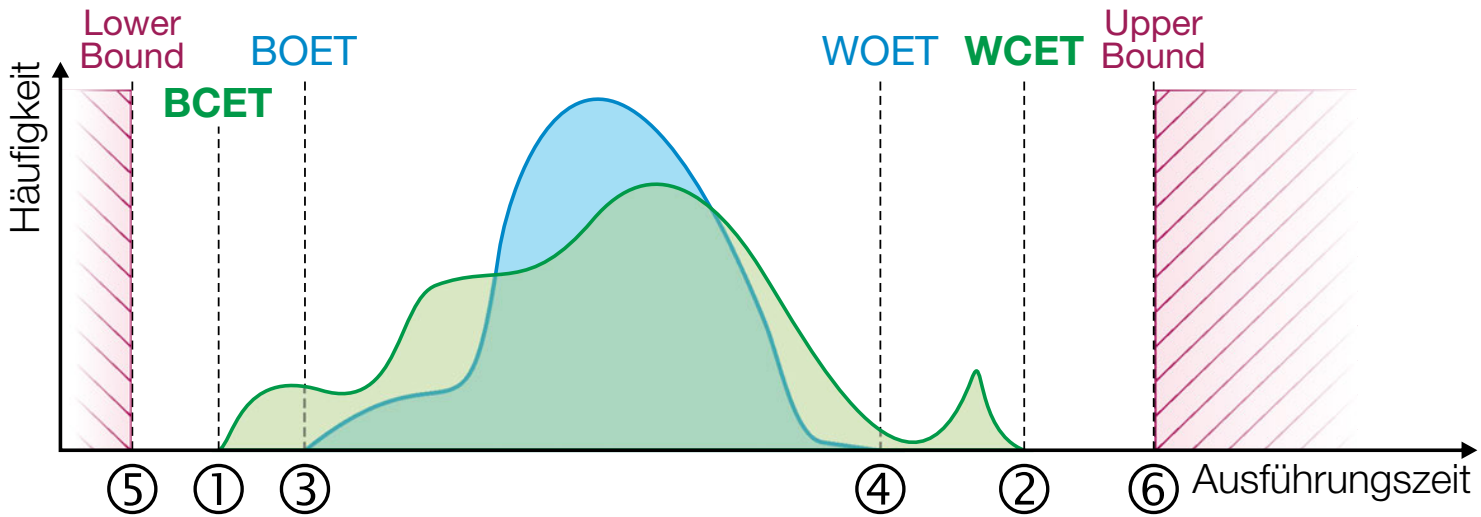



☞ Statische Analyse ↦ schätzt die Ausführungszeit

- Pfadanalyse (Programmiersprachenebene)
- Lösungswege: Abstraktion (Timing Schema vs. IPET)
- Gibt pessimistische Schranken an ⇝ Überapproximation

⚠ Geschätzte Ausführungszeitgrenzen: Lower- / Upper Bound

# Resümee




☞ Hardware-Analyse ↦ Eingaben für die WCET-Berechnung

- Hauptaufgaben: Cache- und Pipeline-Analyse
- must-Approximation und may-Approximation

⚠ Werkzeugunterstützung kombiniert Ebenen und macht die WCET-Analyse handhabbar

# Literaturverzeichnis


[1] Busquets-Mataix, J. V. ; Serrano, J. J. ; Ors, R. ; Gil, P. ; Wellings, A. :
Adding Instruction Cache Effect to Schedulability Analysis of Preemptive Real-Time Systems.
In: *Proceedings of the 2nd Real-Time Technology and Applications Symposium (RTAS '96)*, 1996, S. 204–212

[2] Eisinger, J. ; Polian, I. ; Becker, B. ; Thesing, S. ; Wilhelm, R. ; Metzner, A. :
Automatic Identification of Timing Anomalies for Cycle-Accurate Worst-Case Execution Time Analysis (DDECS 2006).
In: *2006 IEEE Design and Diagnostics of Electronic Circuits and systems*, 2006, S. 13–18

[3] Ferdinand, C. :
*Worst Case Execution Time Prediction by Static Program Analysis*.
`https://www.cse.wustl.edu/~cdgill/WPDRTS04/presentations/2004-wpdrts-panel-ferdinand.ppt`.
Version: 2004

[4] Lee, C.-G. ; Hahn, H. ; Seo, Y.-M. ; Min, S. L. ; Ha, R. ; Hong, S. ; Park, C. Y. ; Lee, M. ; Kim, C. S.:
Analysis of Cache-Related Preemption Delay in Fixed-Priority Preemptive Scheduling.
In: *IEEE Transactions on Computers* 47 (1998), Nr. 6, S. 700–713

[5] Li, Y.-T. S. ; Malik, S. :
Performance Analysis of Embedded Software Using Implicit Path Enumeration.
In: *ACM SIGPLAN Notices* Bd. 30 ACM, 1995, S. 88–98


# Literaturverzeichnis (Forts.)


[6] Lundqvist, T. ; Stenstrom, P. :
Timing anomalies in dynamically scheduled microprocessors.
In: *Proceedings of the 20th IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS 1999)*, 1999, S. 12–21

[7] Puschner, P. ; Schedl, A. :
Computing Maximum Task Execution Times: A Graph-Based Approach.
In: *Real-Time Systems* 13 (1997), S. 67–91

[8] Puschner, P. :
*Zeitanalyse von Echtzeitprogrammen*.
Treitlstr. 1-3/182-1, 1040 Vienna, Austria, Technische Universität Wien, Institut für Technische Informatik, Diss., 1993

[9] Wilhelm, R. ; Engblom, J. ; Ermedahl, A. ; Holsti, N. ; Thesing, S. ; Whalley, D. ; Bernat, G. ; Ferdinand, C. ; Heckmann, R. ; Mitra, T. ; Mueller, F. ; Puaut, I. ; Puschner, P. ; Staschulat, J. ; Stenström, P. :
The Worst-case Execution-time Problem – Overview of Methods and Survey of Tools.
In: *ACM Transactions on Embedded Computing Systems (ACM TECS)* 7 (2008), Nr. 3, S. 1–53


# EZS – Cheat Sheet

## Typographische Konvention

Der erste Index gibt die Aufgabe an (z. B. $D_i$), der Zweite (optional) bezieht sich auf den Arbeitsauftrag (z. B. $d_{i,j}$). Exponenten zeigen verschiedene Varianten einer Eigenschaft an (z. B. $T^{HI}$,$T^{MED}$, $T^{LO}$). Funktionen beschreiben zeitlich variierende Eigenschaften (z. B. $P(t)$).

## Eigenschaften

$t$ (Real-)Zeit
$d$ Zeitverzögerung (engl. delay)

## Strukturelemente

$E_i$ Ereignis (engl. event)
$R_i$ Ergebnis (engl. result)
$T_i$ Aufgabe (engl. task)
$J_{i,j}$ Arbeitsauftrag (engl. job) der Aufgabe $T_i$

## Temporale Eigenschaften

*Allgemein*

$r_i$ Auslösezeitpunkt (engl. release time)
$e_i$ Maximale Ausführungszeit (WCET)
$D_i$ Relativer Termin (engl. deadline)
$d_i$ Absoluter Termin
$\omega_i$ Antwortzeit (engl. response time)
$\sigma_i$ Schlupf (engl. slack)