Echtzeitsysteme

Zeitliche Analyse von Echtzeitanwendungen

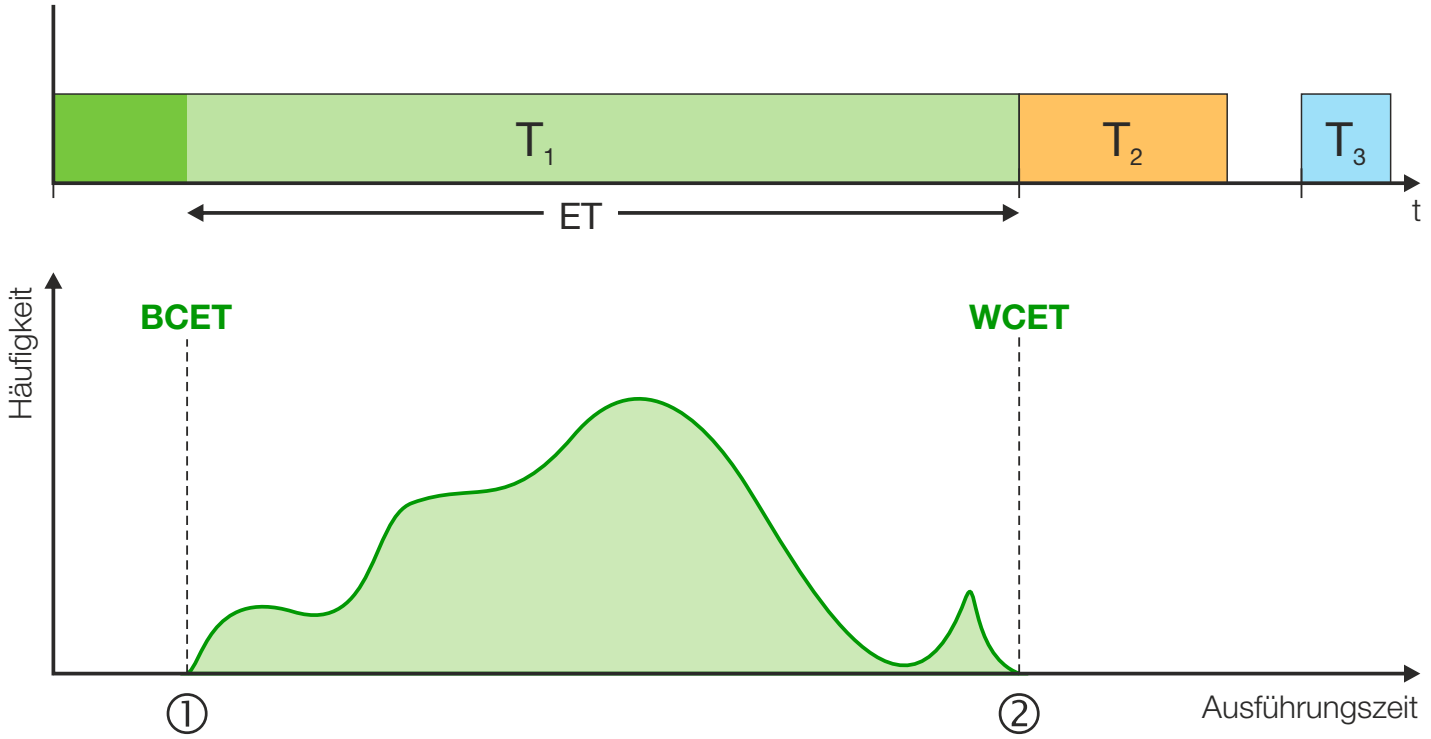
Peter Ulbrich

Lehrstuhl Informatik 4

28. Oktober 2014

Gliederung

Fragestellungen



- Alle sprechen von der maximalen Ausführungszeit
  - **W***orst* **C***ase* **E***xecution* Time (WCET) e_i (vgl. Folie III-2/28)
  - Unabdingbares Maß für zulässigen Ablaufplan (vgl. Folie III-2/33)
- Tatsächliche Ausführungszeit bewegt sich zwischen:
  1. bestmöglicher Ausführungszeit (**B***est* **C***ase* **E***xecution* **T***ime*, BCET)
  2. schlechtest möglicher Ausführungszeit (besagter WCET)

Gliederung

Warum ist es so schwierig, e zu bestimmen?

Anders: Wovon hängt die maximale Ausführungszeit eigentlich 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;
}
```

Warum ist es so schwierig, e zu bestimmen?

Anders: Wovon hängt die maximale Ausführungszeit eigentlich 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 vom Inhalt des Feldes ab

$\leadsto$ exakte Vorhersage ist kaum möglich

- sowohl die Größe als auch der Inhalt des Felds kann zur Laufzeit variieren

Warum ist es so schwierig, e zu bestimmen?

Anders: Wovon hängt die maximale Ausführungszeit eigentlich 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 vom Inhalt des Feldes ab

$\leadsto$ exakte Vorhersage ist kaum möglich

- sowohl die Größe als auch der Inhalt des Felds kann zur Laufzeit variieren

Die Maschinenprogrammebene liefert Dauer der Elementaroperationen:

- wie lange dauert ein `ADD`, ein `LOAD`, ...
- ist prozessorabhängig und für moderne Prozessoren sehr schwierig
  - Cache $\leadsto$ Liegt die Instruktion/das Datum im schnellen Cache?
  - Pipeline $\leadsto$ Wie ist der Zustand der Pipeline an einer Instruktion?
  - Out-of-Order-Execution, Branch-Prediction, Hyper-Threading, ...

Gliederung

Messbasierte WCET-Analyse [2]

Idee: der Prozessor selbst ist das präziseste Hardware-Modell

$\leadsto$ Führe das Programm aus und beobachte die Ausführungszeit!

Messbasierte WCET-Analyse [2]

Idee: der Prozessor selbst ist das präziseste Hardware-Modell

$\rightsquigarrow$ Führe das Programm aus und beobachte die Ausführungszeit!

Es besteht Bedarf für messbasierte Methoden:

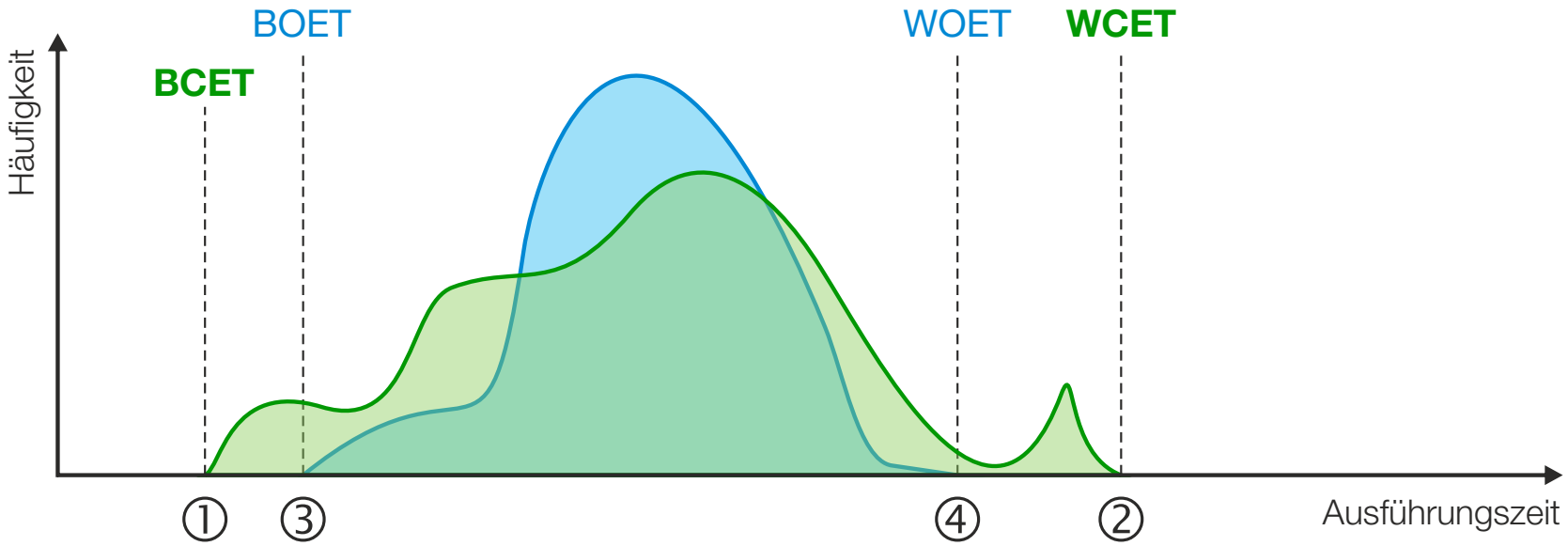
- gängige Praxis in der Industrie
- nicht alle Echtzeitsysteme benötigen eine sichere WCET
  - z. B. Echtzeitsystem mit weichen Zeitschranken
- lassen sich leicht an neue Hardwareplattformen anpassen
  - häufig ist kein geeignetes statisches Analysewerkzeug verfügbar
- geringer Aufwand für Annotationen
  - verschafft leicht Orientierung über die tatsächliche Laufzeit
- sinnvolle Ergänzung zur statischen WCET-Analyse
  - Validierung statisch bestimmter Werte
  - Ausgangspunkt für die Verbesserung der statischen Analyse

☞ Allerdings sollte man nicht „einfach drauf los messen“

$\rightsquigarrow$ z. B. immer Pfade vermessen (d. h. Ablauf und Zeit)

$\rightsquigarrow$ auf einen definierten Startzustand achten

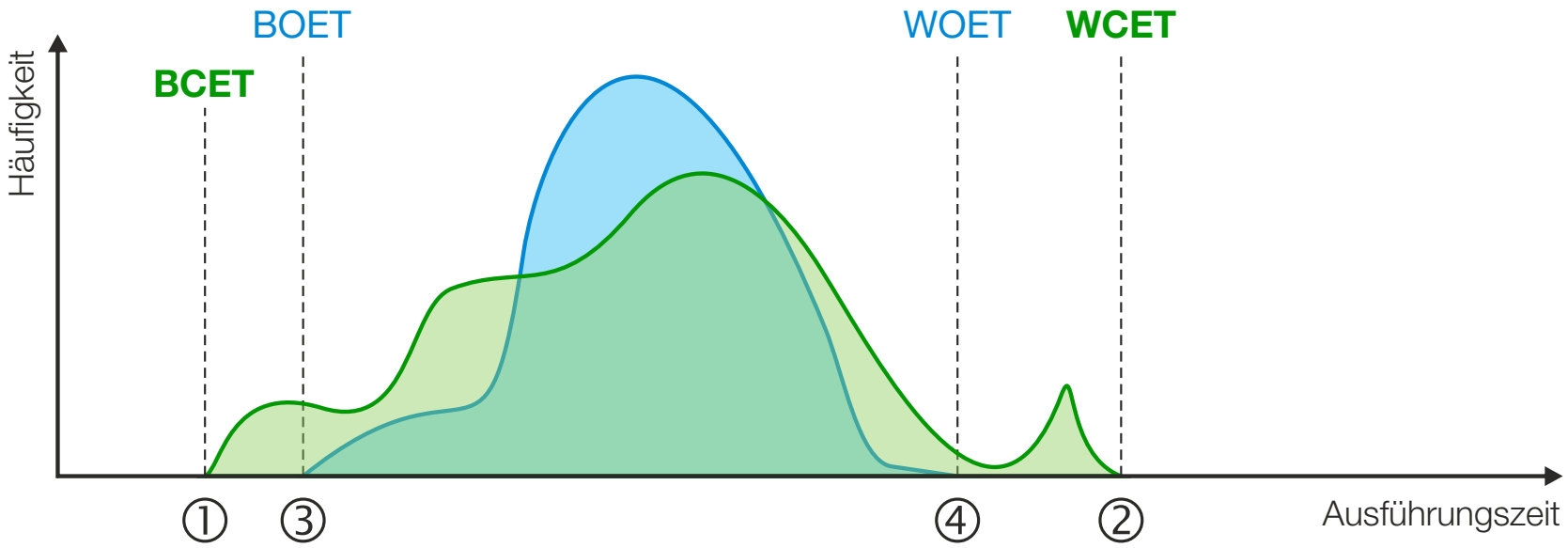
Messbasierte WCET-Analyse [2]



Dynamische WCET-Analyse liefert Messwerte:

3. Bestmögliche beobachtete Ausführungszeit (Best Observed Execution Time, BOET)
4. Schlechtest mögliche beobachtete Ausführungszeit (Worst Observed Execution Time, WOET)

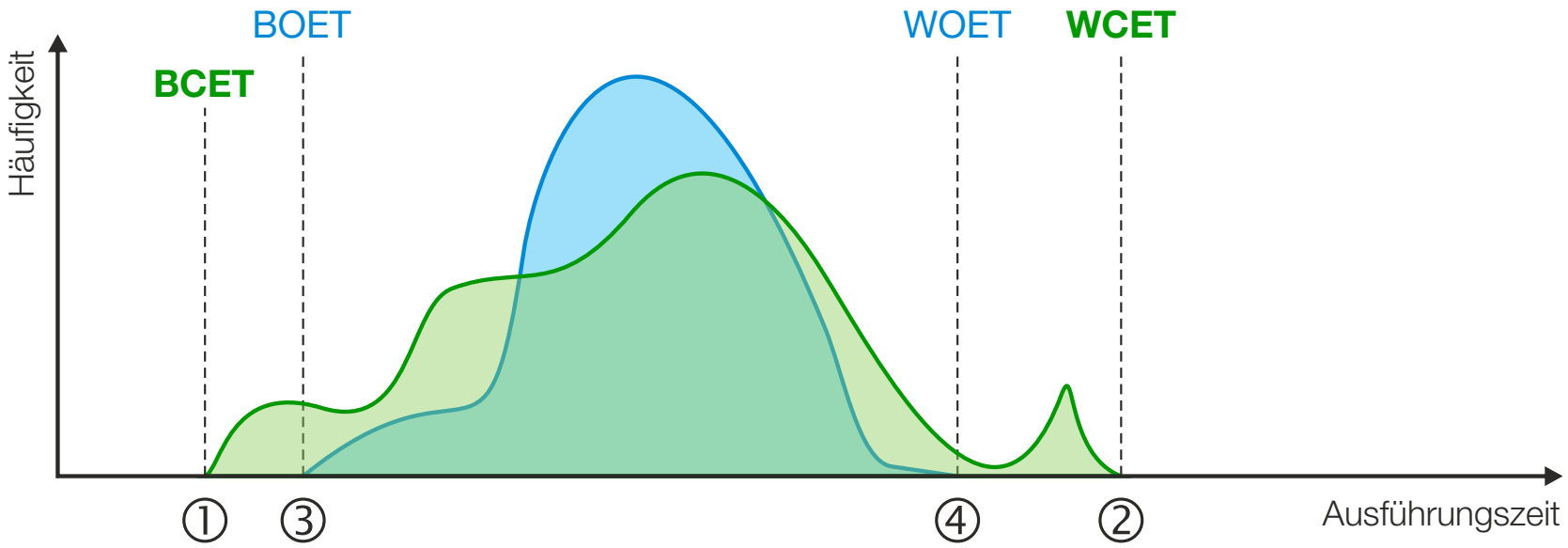
Messbasierte WCET-Analyse [2]



Probleme messbasierter Ansätze

- in der Praxis ist es unmöglich alle relevanten Pfade zu betrachten
- gewählte Testdaten führen nicht unbedingt zum längsten Pfad
- seltene Ausführungsszenarien werden nicht abgedeckt
- abschnittsweise WCET-Messung $\not\rightarrow$ globalen WCET
- Wiederherstellung des Hardwarezustandes schwierig/unmöglich

Messbasierte WCET-Analyse [2]



Probleme messbasierter Ansätze

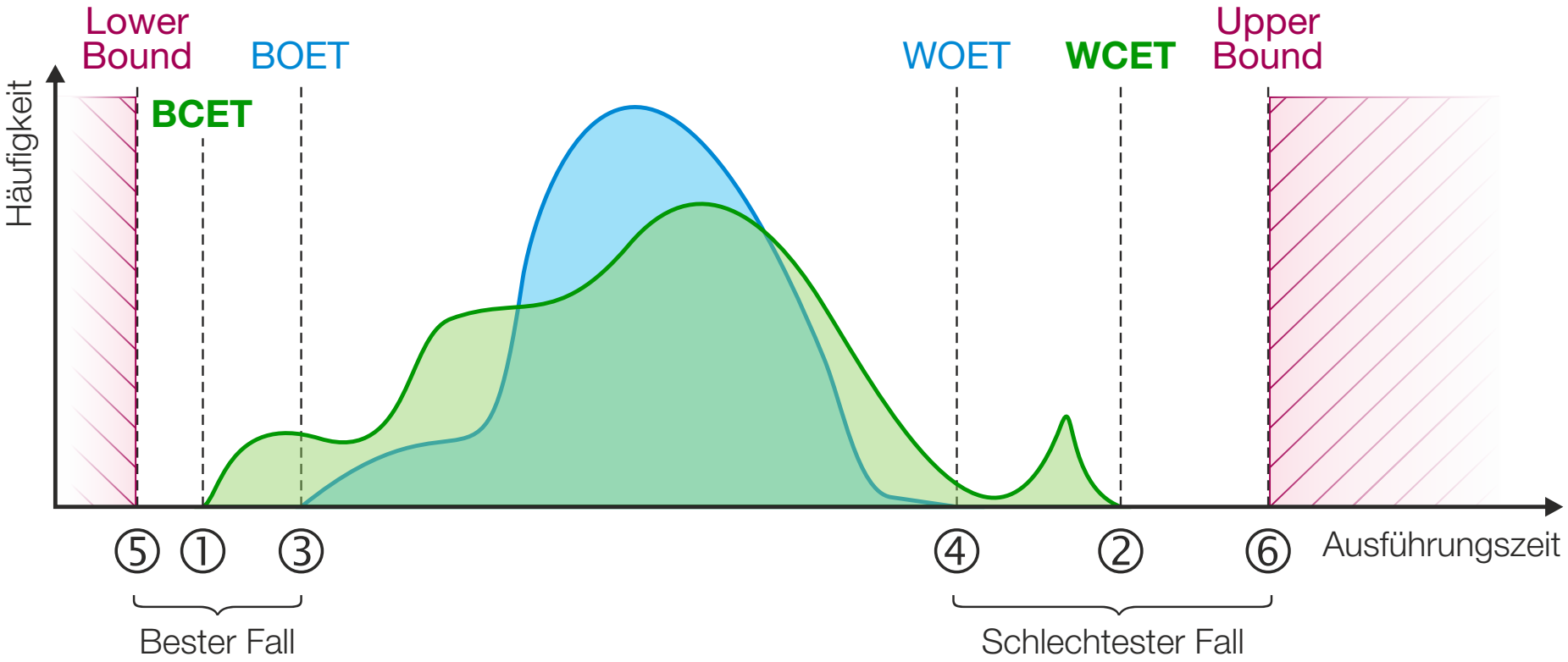
- in der Praxis ist es unmöglich alle relevanten Pfade zu betrachten
- gewählte Testdaten führen nicht unbedingt zum längsten Pfad
- seltene Ausführungsszenarien werden nicht abgedeckt
- abschnittsweise WCET-Messung $\not\rightsquigarrow$ globalen WCET
- Wiederherstellung des Hardwarezustandes schwierig/unmöglich

☞ messbasierte Ansätze unterschätzen die WCET meistens

☞ systematischere, messbasierte Analysetechniken sind vonnöten

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 sicher (sound) falls Upper Bound $\geq$ WCET

Problem: Den längsten Weg durch ein Programm finden

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: Den längsten Weg durch ein Programm finden

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;
}
```

betrachte Aufrufe: `bubbleSort(a, size)`

- Anzahl von **D**urchläufen, **V**ergleichen und Vertauschungen (engl. **S***wap*)
- `a = {1, 2}, size = 2`
  $\rightsquigarrow$ D = 1, V = 1, S = 0;
- `a = {1, 3, 2}, size = 3`
  $\rightsquigarrow$ D = 3, V = 3, S = 1;
- `a = {3, 2, 1}, size = 3`
  $\rightsquigarrow$ D = 3, V = 3, S = 3;

Problem: Den längsten Weg durch ein Programm finden

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;
}
```

betrachte Aufrufe: `bubbleSort(a, size)`

- Anzahl von **D**urchläufen, **V**ergleichen und Vertauschungen (engl. **S***wap*)
- `a = {1, 2}, size = 2`
  - $\rightsquigarrow$ D = 1, V = 1, S = 0;
- `a = {1, 3, 2}, size = 3`
  - $\rightsquigarrow$ D = 3, V = 3, S = 1;
- `a = {3, 2, 1}, size = 3`
  - $\rightsquigarrow$ D = 3, V = 3, S = 3;

- ist für den allgemeinen Fall nicht berechenbar $\rightsquigarrow$ Halteproblem
  - Wieviele Schleifendurchläufe werden benötigt?

$\rightsquigarrow$ in Echtzeitsystemen ist dieses Problem aber häufig lösbar

- kanonische Schleifenkonstrukte: `for(int i = 0;i < X;++i)`
  - `X` ist oft eine Konstante oder zumindest beschränkt
  - ggf. muss die obere Schranke manuell annotiert werden
- die maximale, nicht die exakte Pfadlänge ist von Belang

Den längsten Weg durch ein Programm finden (2)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

Ein Kontrollflussgraphen (engl. *control flow graph*) ist ein gerichteter Graph und setzt sich aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*) zusammen

- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

Den längsten Weg durch ein Programm finden (2)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

Ein Kontrollflussgraphen (engl. *control flow graph*) ist ein gerichteter Graph und setzt sich aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*) zusammen

- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

```
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;
}
```

Den längsten Weg durch ein Programm finden (2)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

Ein Kontrollflussgraphen (engl. *control flow graph*) ist ein gerichteter Graph und setzt sich aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*) zusammen

- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

```
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]);
```

Den längsten Weg durch ein Programm finden (2)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

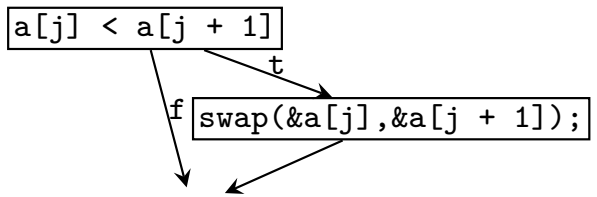
Ein Kontrollflussgraphen (engl. *control flow graph*) ist ein gerichteter Graph und setzt sich aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*) zusammen

- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

```
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;
}
```



Den längsten Weg durch ein Programm finden (2)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

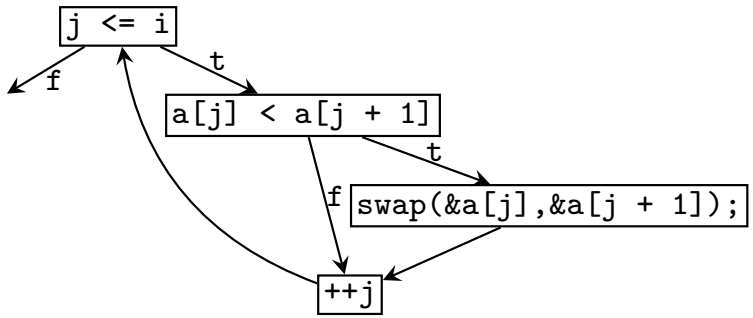
Ein Kontrollflussgraphen (engl. *control flow graph*) ist ein gerichteter Graph und setzt sich aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*) zusammen

- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

```
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;
}
```



Den längsten Weg durch ein Programm finden (2)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

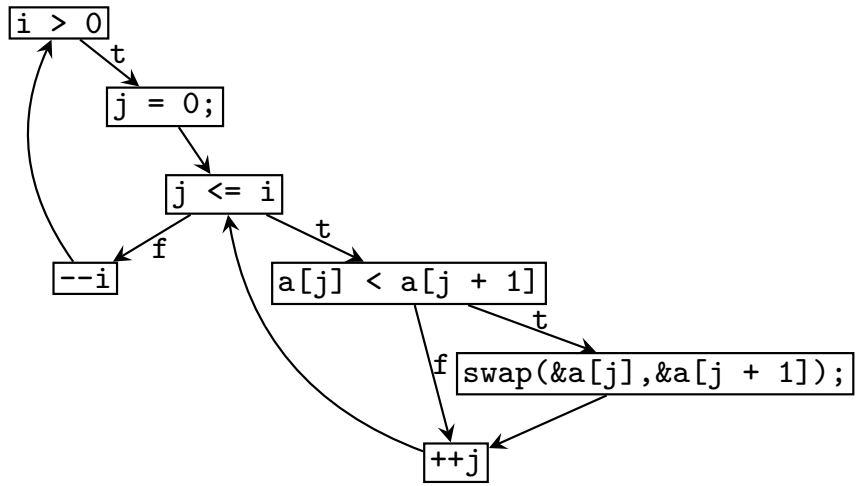
Ein Kontrollflussgraphen (engl. *control flow graph*) ist ein gerichteter Graph und setzt sich aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*) zusammen

- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

```
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;
}
```



Den längsten Weg durch ein Programm finden (2)

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

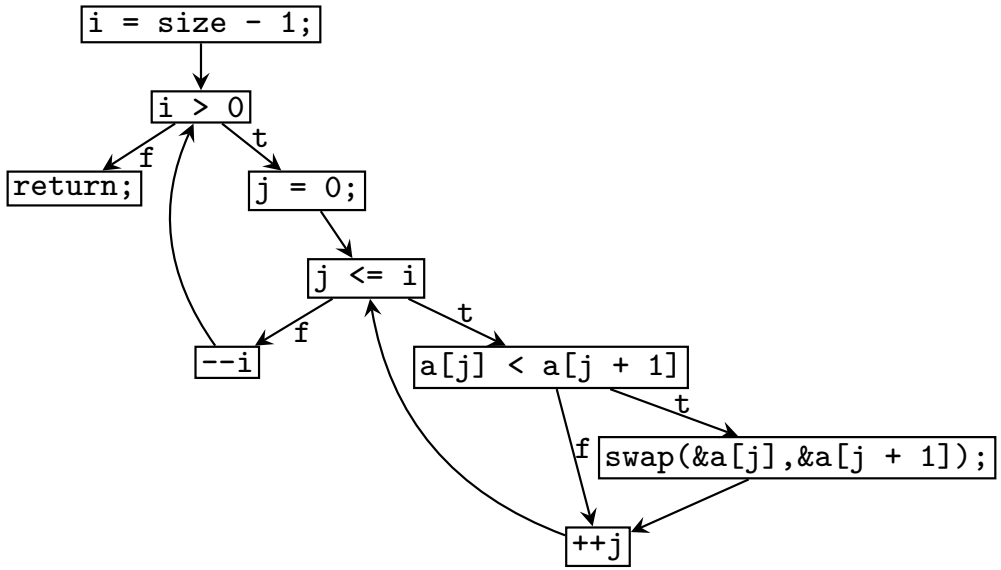
Ein Kontrollflussgraphen (engl. *control flow graph*) ist ein gerichteter Graph und setzt sich aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*) zusammen

- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\rightsquigarrow$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\rightsquigarrow$ Sprünge zwischen Grundblöcken

```
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;
}
```

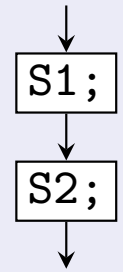


Lösungsweg$_1$: Timing Schema $\rightsquigarrow$ Abstraker Syntaxbaum

Ableitung des maximalen Pfads anhand der Programmstruktur

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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



Lösungsweg$_1$: Timing Schema $\rightsquigarrow$ Abstraker Syntaxbaum

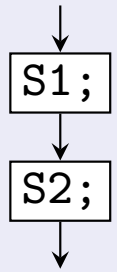
Ableitung des maximalen Pfads anhand der Programmstruktur

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

Summation der WCETs:

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



Lösungsweg$_1$: Timing Schema $\rightsquigarrow$ Abstraker Syntaxbaum

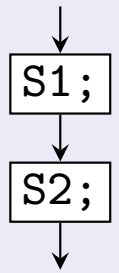
Ableitung des maximalen Pfads anhand der Programmstruktur

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

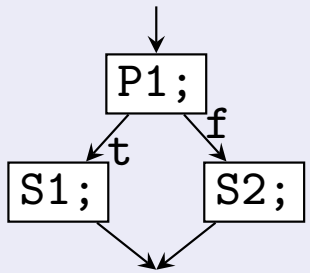
Summation der WCETs:

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



Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

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



Lösungsweg$_1$: Timing Schema $\rightsquigarrow$ Abstraker Syntaxbaum

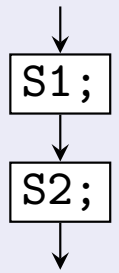
Ableitung des maximalen Pfads anhand der Programmstruktur

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

Summation der WCETs:

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

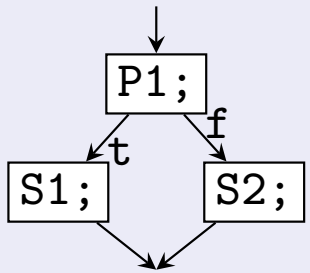


Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

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

Abschätzung der Gesamtausführungszeit:

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



Lösungsweg$_1$: Timing Schema $\rightsquigarrow$ Abstraker Syntaxbaum

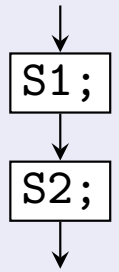
Ableitung des maximalen Pfads anhand der Programmstruktur

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

Summation der WCETs:

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

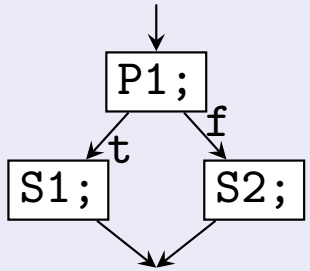


Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

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

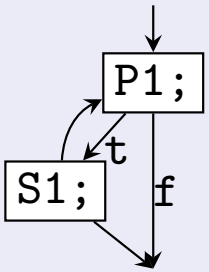
Abschätzung der Gesamtausführungszeit:

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



Schleifen $\rightsquigarrow$ wiederholte Ausführung

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



Lösungsweg$_1$: Timing Schema $\rightsquigarrow$ Abstraker Syntaxbaum

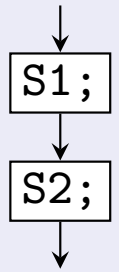
Ableitung des maximalen Pfads anhand der Programmstruktur

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

Summation der WCETs:

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

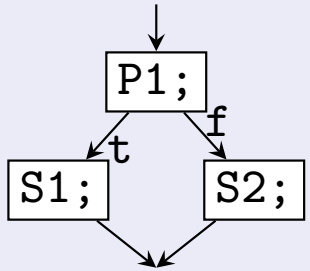


Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

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

Abschätzung der Gesamtausführungszeit:

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

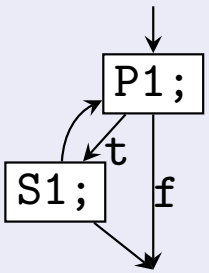


Schleifen $\rightsquigarrow$ wiederholte Ausführung

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

Schleifendurchläufe berücksichtigen:

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



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;
}
```

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_1: $P_1 =$ `i > 0`
  - Rumpf: L_2; `--i;`
  - Durchläufe: `size - 1`

$\rightsquigarrow$ $e_{L_1} = e_{P_1} + (size - 1)(e_{P_1} + e_{L_2} + e_{\texttt{--i}})$

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_1: $P_1 =$ `i > 0`
  - Rumpf: L_2; `--i;`
  - Durchläufe: `size - 1`

  $\rightsquigarrow e_{L_1} = e_{P_1} + (size - 1)(e_{P_1} + e_{L_2} + e_{\texttt{--i}})$
- Schleife L_2: $P_2 =$ `j < i`
  - Rumpf: C_1; `++j;`
  - Durchläufe: `size - 1`

  $\rightsquigarrow e_{L_2} = e_{P_2} + (size - 1)(e_{P_2} + e_{C_1} + e_{\texttt{++j}})$

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_1: $P_1 =$ `i > 0`
  - Rumpf: L_2; `--i;`
  - Durchläufe: `size - 1`

  $\rightsquigarrow e_{L_1} = e_{P_1} + (size - 1)(e_{P_1} + e_{L_2} + e_{\texttt{--i}})$
- Schleife L_2: $P_2 =$ `j < i`
  - Rumpf: C_1; `++j;`
  - Durchläufe: `size - 1`

  $\rightsquigarrow e_{L_2} = e_{P_2} + (size - 1)(e_{P_2} + e_{C_1} + e_{\texttt{++j}})$

- Verzweigung C_1: $P_3 =$ `a[j] > a[j + 1]`
  - $S_1 =$ `swap(&a[j],&a[j + 1])`

  $\rightsquigarrow e_{C_1} = e_{P_3} + e_{S_1}$

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_1: $P_1 =$ `i > 0`
  - Rumpf: L_2; `--i;`
  - Durchläufe: `size - 1`

  $\rightsquigarrow e_{L_1} = e_{P_1} + (size - 1)(e_{P_1} + e_{L_2} + e_{\texttt{--i}})$
- Schleife L_2: $P_2 =$ `j < i`
  - Rumpf: C_1; `++j;`
  - Durchläufe: `size - 1`

  $\rightsquigarrow e_{L_2} = e_{P_2} + (size - 1)(e_{P_2} + e_{C_1} + e_{\texttt{++j}})$

- Verzweigung C_1: $P_3 =$ `a[j] > a[j + 1]`
  - $S_1 =$ `swap(&a[j],&a[j + 1])`

  $\rightsquigarrow e_{C_1} = e_{P_3} + e_{S_1}$
- Funktionsaufruf $S_1 =$ `swap(&a[j],&a[j + 1])`
  - analog zum hier vorgestellten Verfahren

Timing Schema: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

Eigenschaften

- Traversierung des abstrakten Syntaxbaums bottom-up
  - d. h. an den Blättern beginnend, bis man zur Wurzel gelangt
- Aggregation der maximale Ausführungszeit nach festen Regeln
  - für Sequenzen, Verzweigungen und Schleifen

Timing Schema: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

Eigenschaften

- Traversierung des abstrakten Syntaxbaums bottom-up
  - d. h. an den Blättern beginnend, bis man zur Wurzel gelangt
- 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 bottom-up
  - d. h. an den Blättern beginnend, bis man zur Wurzel gelangt
- 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

$\leadsto$ unnötige Überapproximation

Pfadbasierte Bestimmung 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:

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

Pfadbasierte Bestimmung 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

$\rightsquigarrow$ das ist algorithmisch nicht handhabbar

Pfadbasierte Bestimmung 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:** fasse die Bestimmung der WCET als Flussproblem auf

⇝ der maximale Fluss durch das durch den Graphen gegebene Netzwerk führt zur gesuchten WCET

⇝ Flussprobleme sind mathematisch gut untersucht und lassen sich durch lineare Ganzzahlprogrammierung lösen

Lösungsansatz$_2$: Implicit Path Enumeration Technique

Lösungsansatz: Fasse die Bestimmung der WCET als Flussproblem auf [1] (Implicit Path Enumeration Technique, IPET)

[1] `http://lpsolve.sourceforge.net/`

Lösungsansatz$_2$: Implicit Path Enumeration Technique

Lösungsansatz: Fasse die Bestimmung der WCET als Flussproblem auf [1] (Implicit Path Enumeration Technique, IPET)

Vorgehen: Transformiere den Kontrollflussgraphen in ein ganzzahliges, lineares Optimierungsproblem (ILP) und löse es

1. bestimme einen Zeitanalysegraph aus dem Kontrollflussgraphen
2. formuliere das lineare Optimierungsproblem
3. bestimme die Flussrestriktionen des Zeitanalysegraphen
   - dies sind die Nebenbedingungen im Optimierungsproblem
4. löse des Optimierungsproblem (z.B. mit lpsolve[1])

[1] `http://lpsolve.sourceforge.net/`

Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

Ein Zeitanalysegraph (oder kurz 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
  - Knoten, aus denen/in die nur Kanten entspringen/münden
- jede Kante ist Bestandteile eines Pfads P von der Senke zur Kante
  - solche ein Pfad P entspricht einer möglichen Abarbeitung
- jeder Kante wird ihre WCET e_i zugeordnet

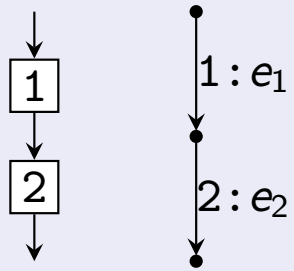
Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

Ein Zeitanalysegraph (oder kurz 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
  - Knoten, aus denen/in die nur Kanten entspringen/münden
- jede Kante ist Bestandteile eines Pfads P von der Senke zur Kante
  - solche ein Pfad P entspricht einer möglichen Abarbeitung
- jeder Kante wird ihre WCET e_i zugeordnet

Grundblöcke des Kontrollflussgraphen werden auf Kanten abgebildet

Sequenz



Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

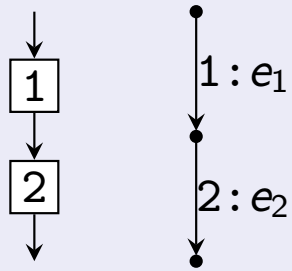
Ein Zeitanalysegraph (oder kurz T-Graph) ist ein gerichteter Graph mit einer Menge von Knoten $\mathcal{V} = \{V_i\}$ und Kanten $\mathcal{E} = \{E_i\}$.

- mit genau einer Quelle und einer Senke
  - Knoten, aus denen/in die nur Kanten entspringen/münden
- jede Kante ist Bestandteile eines Pfads P von der Senke zur Kante
  - solche ein Pfad P entspricht einer möglichen Abarbeitung
- jeder Kante wird ihre WCET e_i zugeordnet

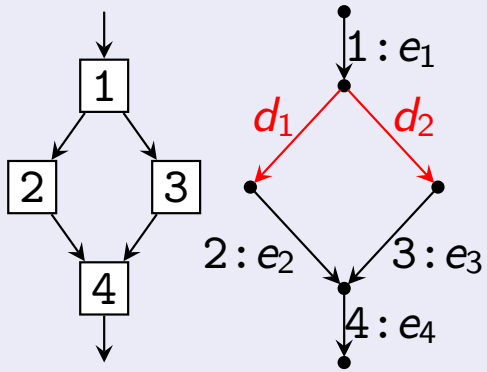
Grundblöcke des Kontrollflussgraphen werden auf Kanten abgebildet

- für Verzweigungen benötigt man Dummy-Kanten d_i

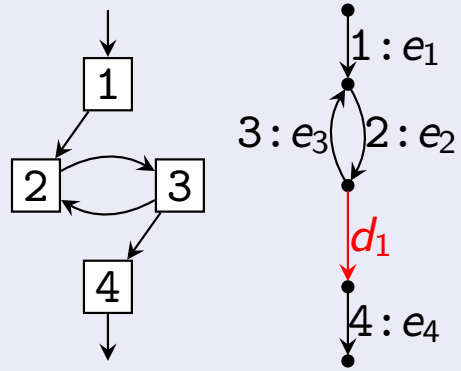
Sequenz



Verzweigung



Schleife



Zirkulationen

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

- jeder Kante 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

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

- jeder Kante 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 $f_e = 1$

Flussrestriktionen schließen Zirkulationen ungültiger Abarbeitungen aus

- Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
- Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen

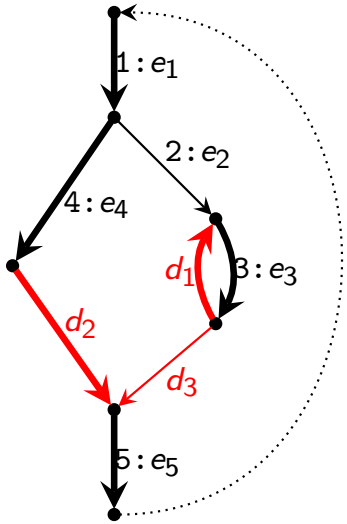
Zirkulationen

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

- jeder Kante 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 $f_e = 1$

Flussrestriktionen schließen Zirkulationen ungültiger Abarbeitungen aus

- Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
- Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen



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

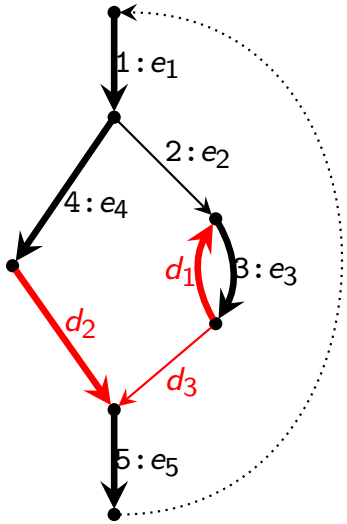
Zirkulationen

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

- jeder Kante 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 $f_e = 1$

Flussrestriktionen schließen Zirkulationen ungültiger Abarbeitungen aus

- Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
- Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen



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

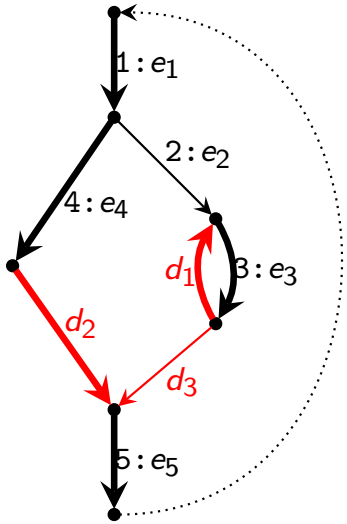
Zirkulationen

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

- jeder Kante 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 $f_e = 1$

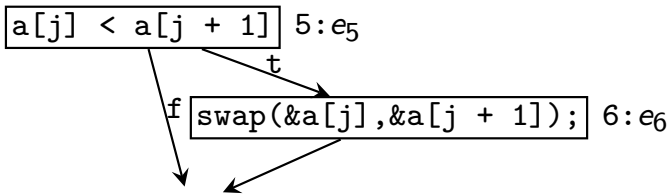
Flussrestriktionen schließen Zirkulationen ungültiger Abarbeitungen aus

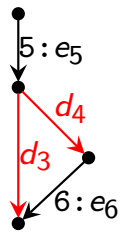
- Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
- Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen



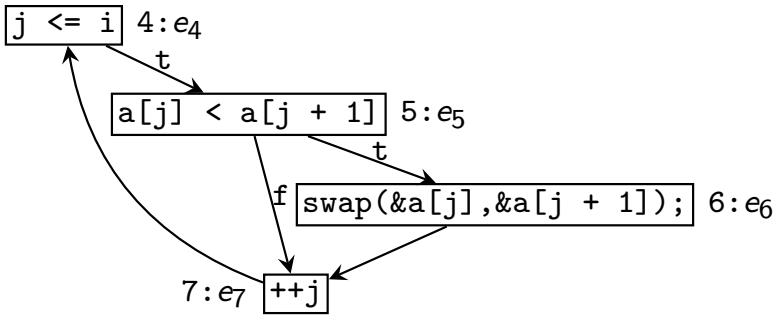
- $f_1 = f_2 + f_4$ wird durch die Zirkulation garantiert
- gültige Zirkulation: $\{E_1, E_4, d_2, E_5, E_e\} \cup \{E_3, d_1\}$
  - $\rightsquigarrow$ aber keine gültige Abarbeitung
- Flussrestriktion $f_3 \leq 5 f_2$ löst dieses Problem
  - wird E_2 nicht abgearbeitet, so gilt $f_3 \leq 5 \cdot 0 =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

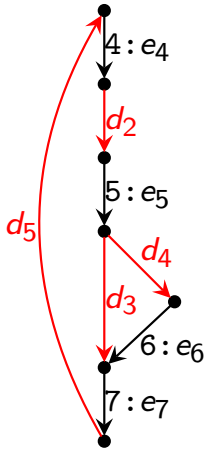
Beispiel: Bubblesort



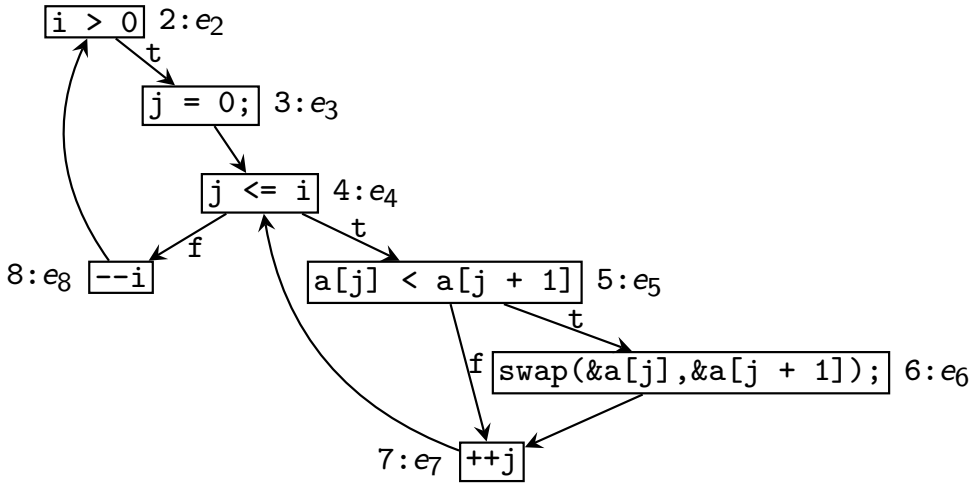


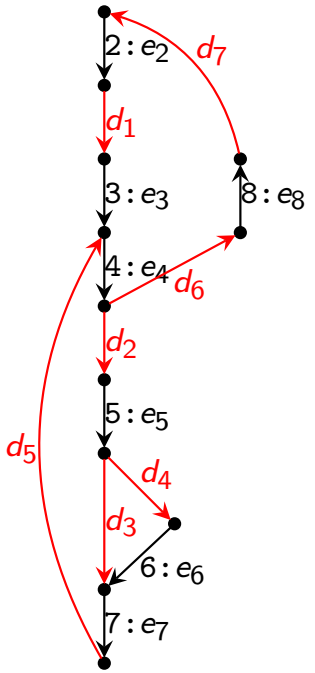
Beispiel: Bubblesort



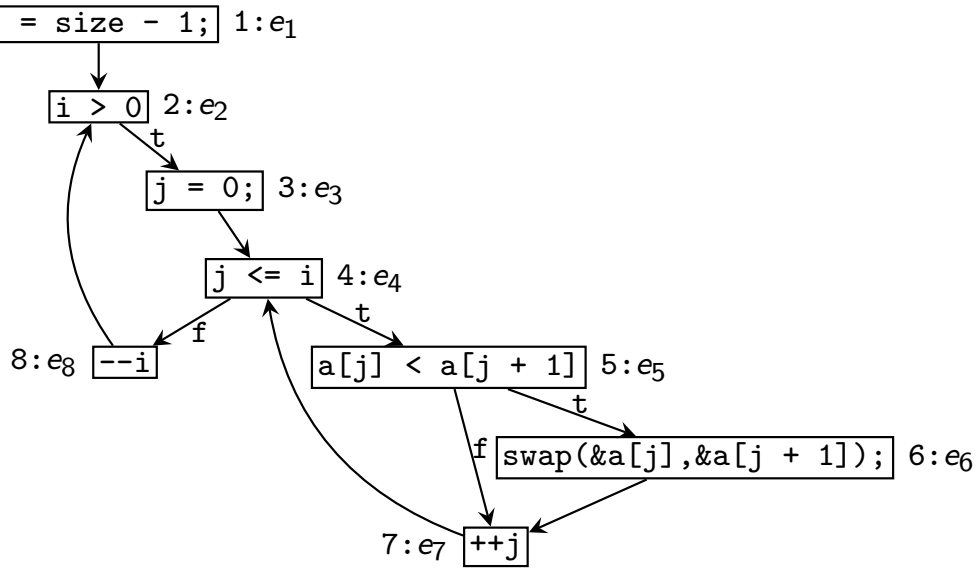


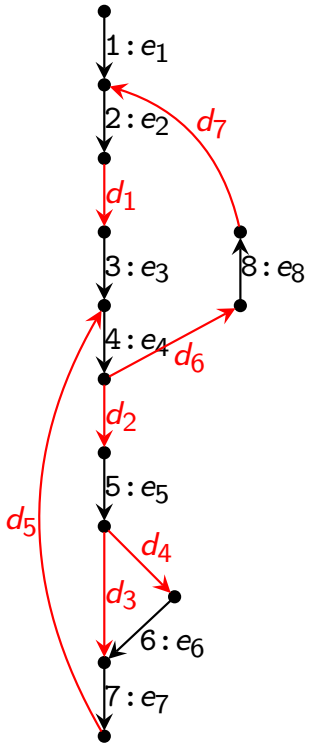
Beispiel: Bubblesort



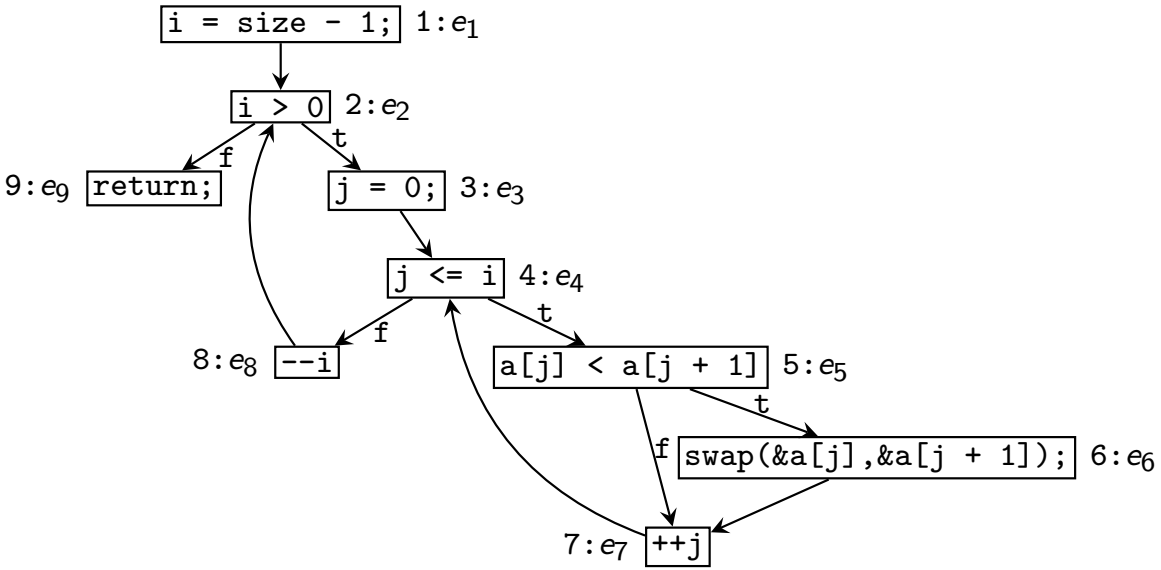


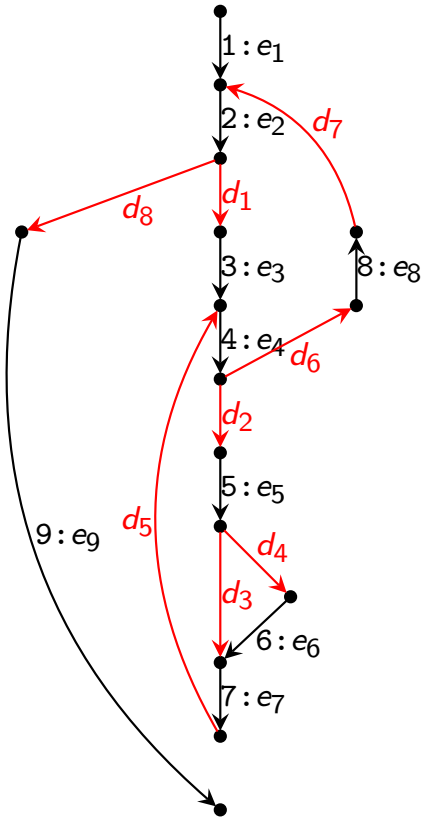
Beispiel: Bubblesort



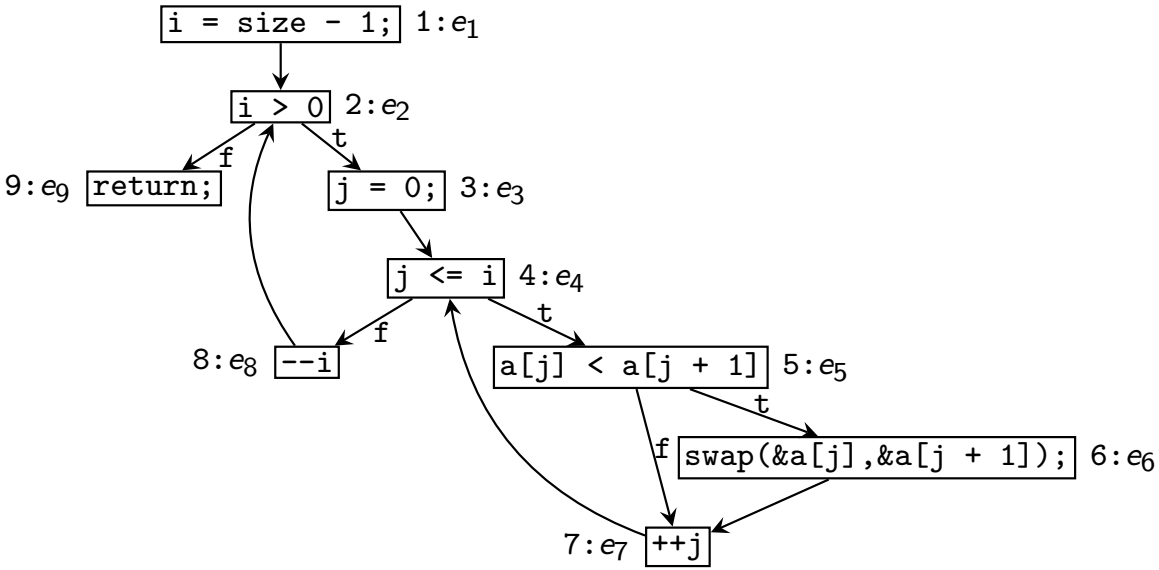


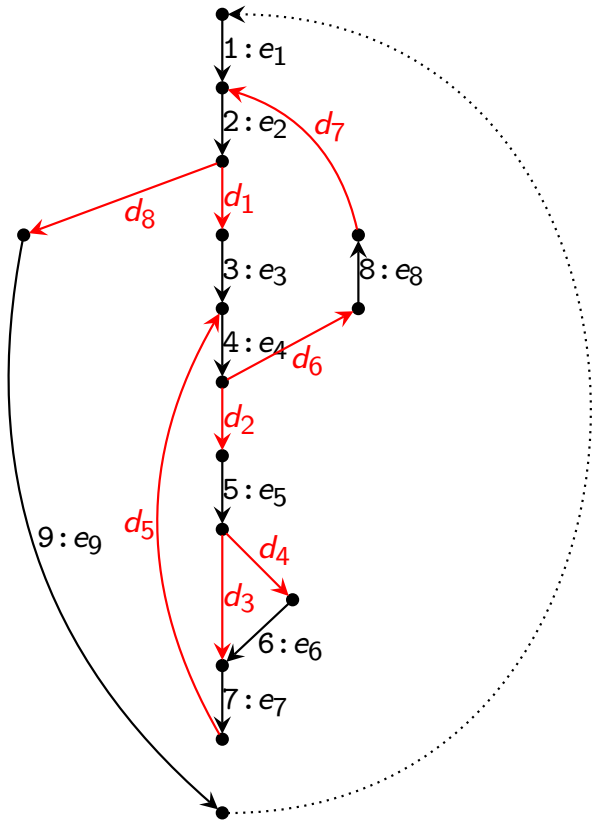
Beispiel: Bubblesort



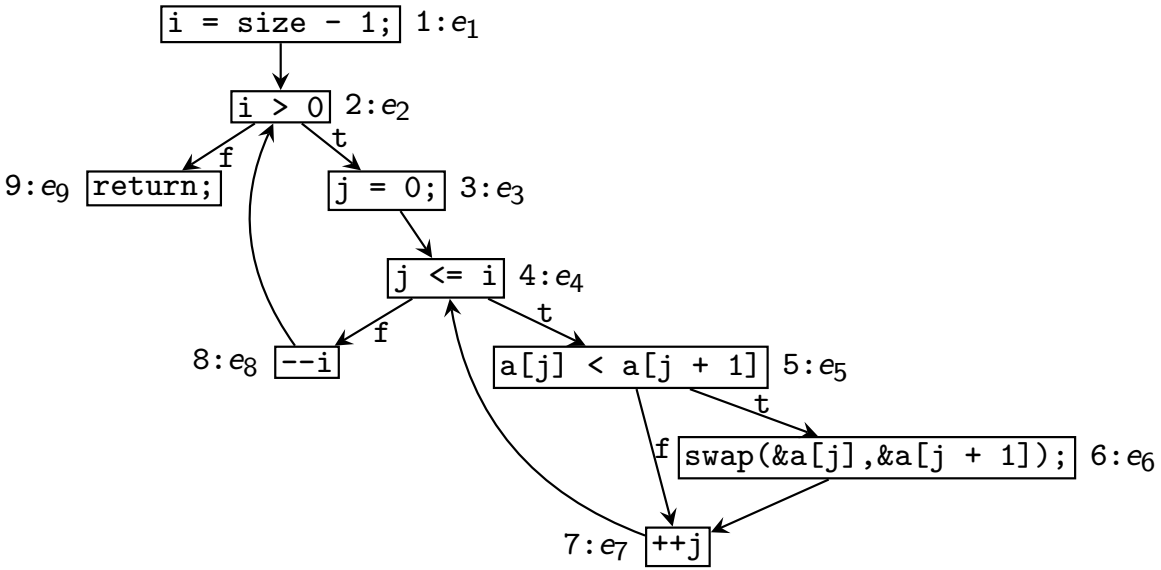


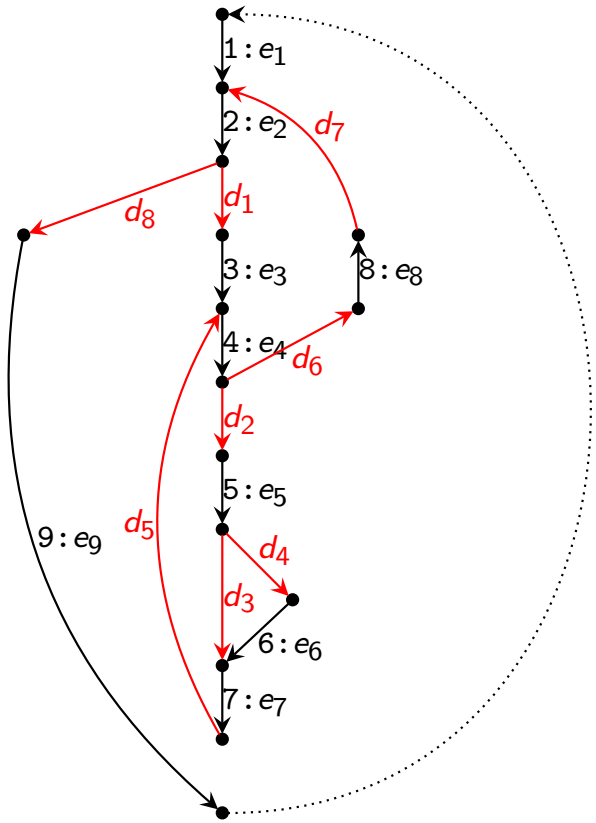
Beispiel: Bubblesort





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: $f_{d_3} + f_6 = f_7$

IPET: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

- betrachte mögliche Abarbeitungen des Kontrollflussgraphen
- dabei werden alle Pfade implizit in Betracht gezogen
  - zunächst wird aus dem Kontrollflussgraph ein T-Graph erzeugt
  - dieser wird in ganzzahliges lineares Optimierungsproblem überführt

IPET: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

- betrachte mögliche Abarbeitungen des Kontrollflussgraphen
- dabei werden alle Pfade implizit in Betracht gezogen
  - zunächst wird aus dem Kontrollflussgraph ein T-Graph erzeugt
  - dieser wird in ganzzahliges lineares Optimierungsproblem überführt

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

- betrachte mögliche Abarbeitungen des Kontrollflussgraphen
- dabei werden alle Pfade implizit in Betracht gezogen
  - zunächst wird aus dem Kontrollflussgraph ein T-Graph erzeugt
  - dieser wird in ganzzahliges lineares Optimierungsproblem überführt

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

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

Gliederung

Wie lange dauern die „sequentiellen Code-Schnipsel“

Die WCETs e_i der einzelnen Grundblöcke ist 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 [1]

- Ergebnis: $e_{\texttt{\_getopt}} = 80$ Zyklen
- Annahmen:
  - obere Schranke für jede Instruktion
  - die obere Schranke der Sequenz bestimmt man durch Summation

Wie lange dauern die „sequentiellen Code-Schnipsel“

Die WCETs e_i der einzelnen Grundblöcke ist 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 [1]

- Ergebnis: $e_{\texttt{\_getopt}} = 80$ Zyklen
- Annahmen:
  - obere Schranke für jede Instruktion
  - die obere Schranke der Sequenz bestimmt man durch Summation

Problem: Vorgehen ist äußerst pessimistisch und zum Teil falsch

falsch für Prozessoren mit Laufzeitanomalien

- WCET der Sequenz > Summe der WCETs aller Instruktionen

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

Cache-Analyse [3, Kapitel 22]

Cache: ein kleiner, schneller Zwischenspeicher, Zugriffszeiten auf Daten/Instruktionen 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*: $e_m \gg e_h$ (> 100 Taktzyklen möglich)

Cache-Analyse [3, Kapitel 22]

Cache: ein kleiner, schneller Zwischenspeicher, Zugriffszeiten auf Daten/Instruktionen 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*: $e_m \gg e_h$ (> 100 Taktzyklen möglich)

Folgende Eigenschaften von Caches haben Einfluss auf seine 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*)

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

Ergebnisse der Cache-Analyse

Hilfreich ist, zu wissen, ob z.B. eine Instruktion im Cache ist, oder nicht:

must, die Instruktion ist garantiert im Cache

$\leadsto$ man kann immer die schnellere Ausführungszeit e_h annehmen

- wird für die Vorhersage von Treffern verwendet

Ergebnisse der Cache-Analyse

Hilfreich ist, zu wissen, ob z.B. eine Instruktion im Cache ist, oder nicht:

must, die Instruktion ist garantiert im Cache

$\rightsquigarrow$ man kann immer die schnellere Ausführungszeit e_h annehmen

- wird für die Vorhersage von Treffern verwendet

may, die Instruktion ist vielleicht im Cache

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

- wird für die Vorhersage von Fehlschlägen verwendet

Ergebnisse der Cache-Analyse

Hilfreich ist, zu wissen, ob z.B. eine Instruktion im Cache ist, oder nicht:

must, die Instruktion ist garantiert im Cache

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

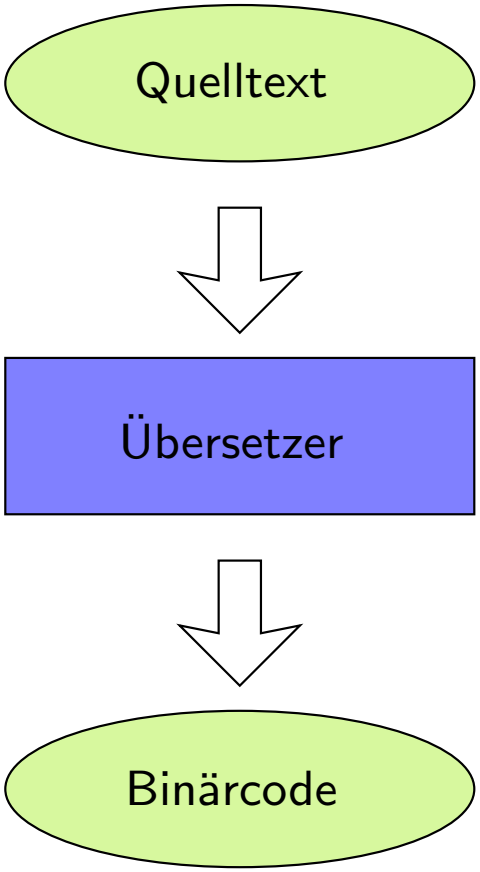
may, die Instruktion ist vielleicht im Cache

- $\rightsquigarrow$ ist dies nicht der Fall, muss man die Ausführungszeit e_m annehmen
  - wird für die Vorhersage von Fehlschlägen verwendet

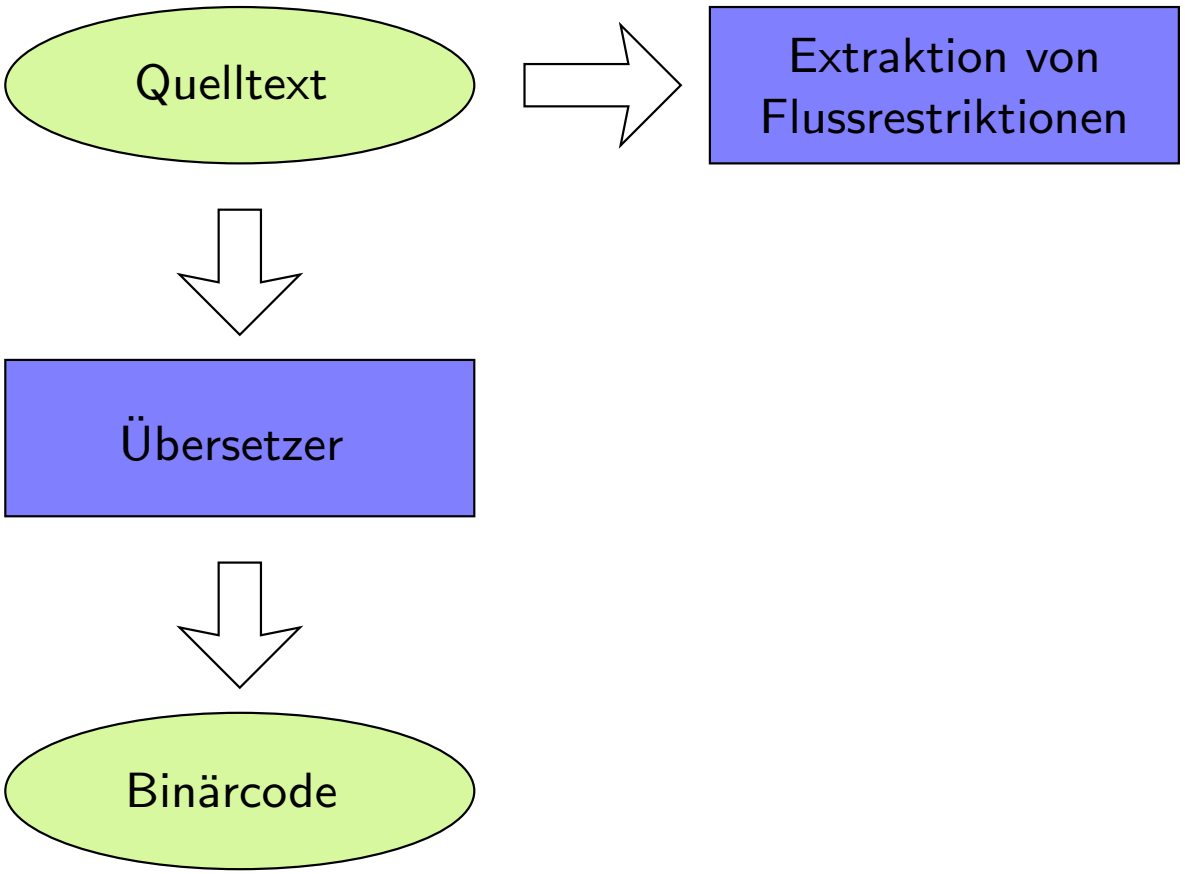
persistent, die Instruktion verbleibt im Cache

- $\rightsquigarrow$ erster Zugriff ist ein Fehlschlag, alle weiteren sind Treffer
- $\rightsquigarrow$ erster Zugriff: e_m, weitere Zugriffe: e_h
  - ist besonders für Schleifen interessant, die den Cache „füllen“

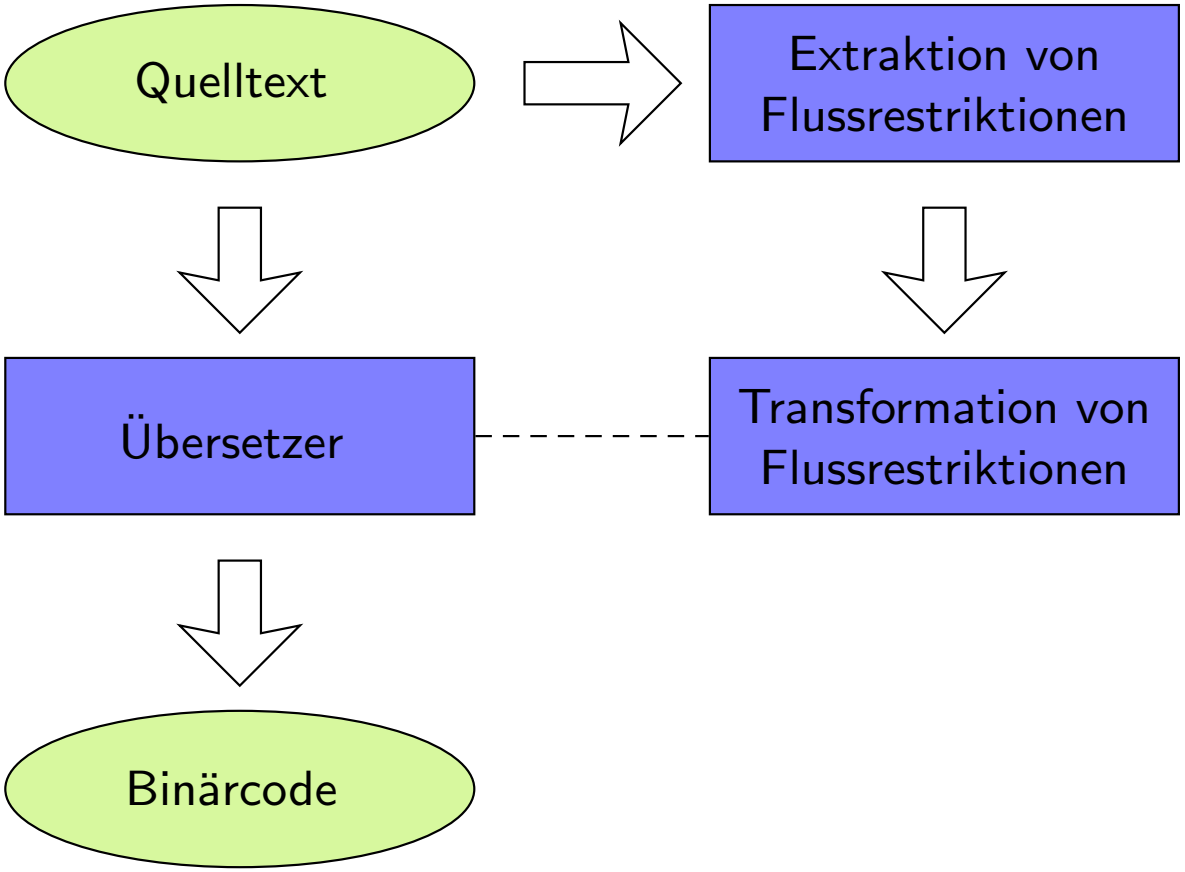
Werkzeugkette für die WCET-Analyse [2]



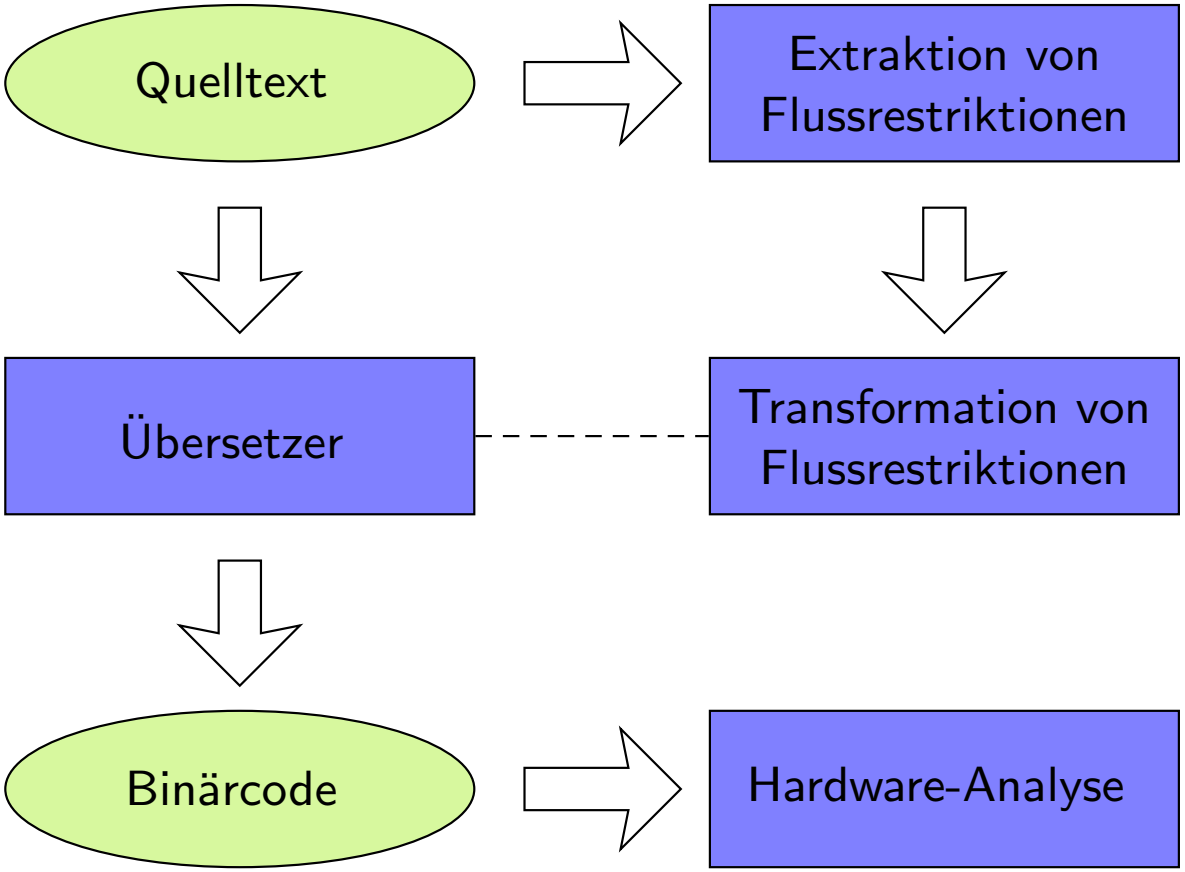
Werkzeugkette für die WCET-Analyse [2]



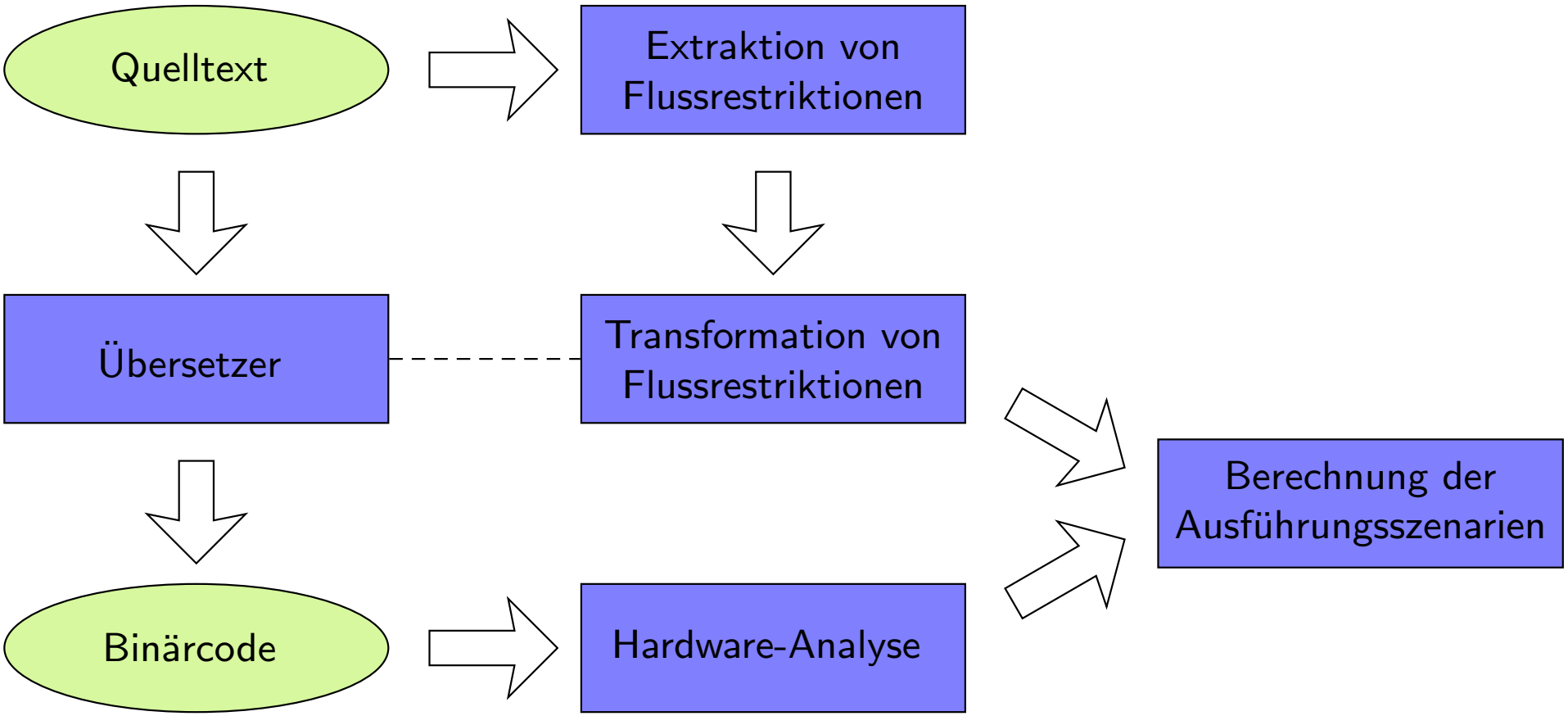
Werkzeugkette für die WCET-Analyse [2]



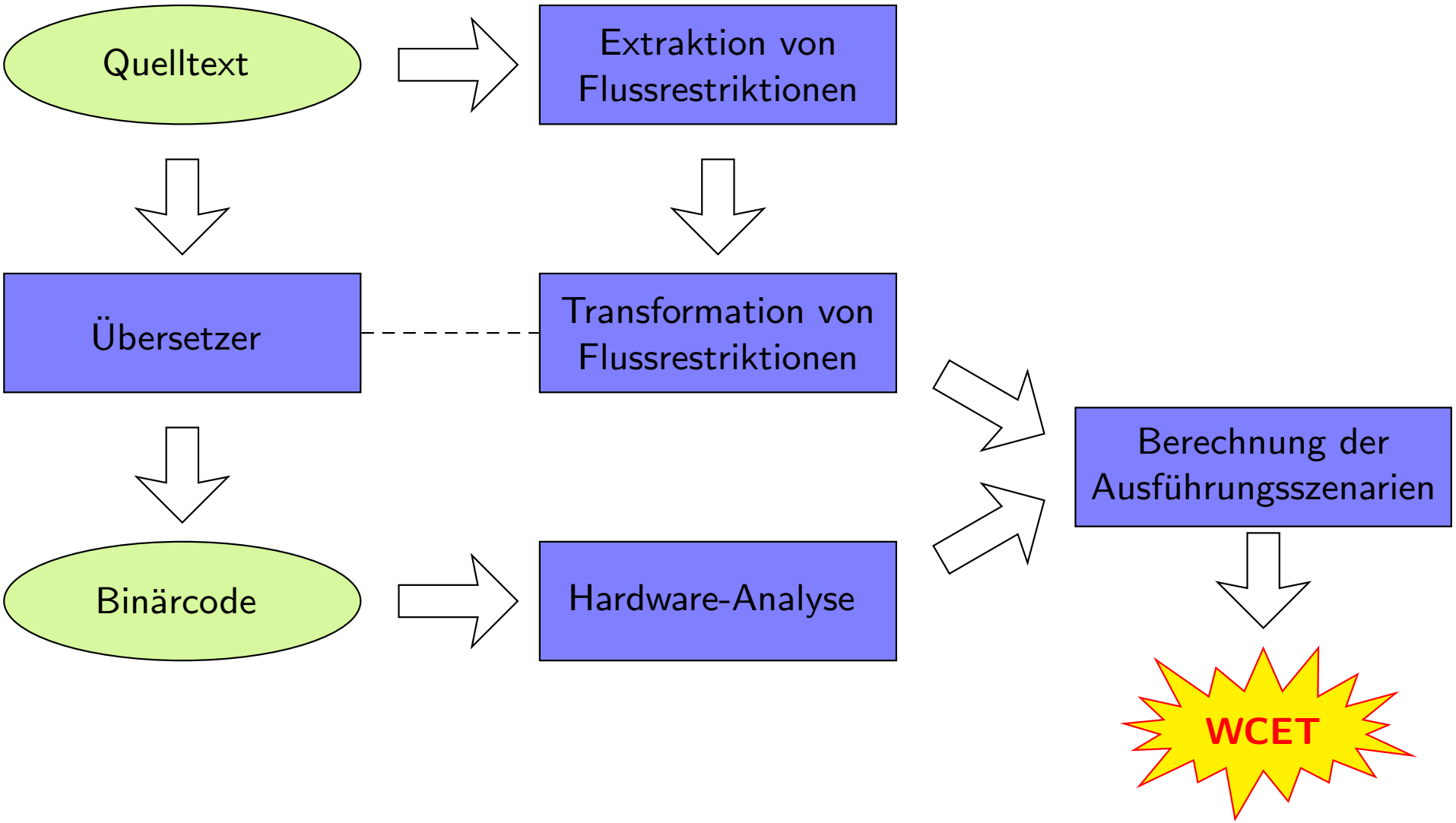
Werkzeugkette für die WCET-Analyse [2]



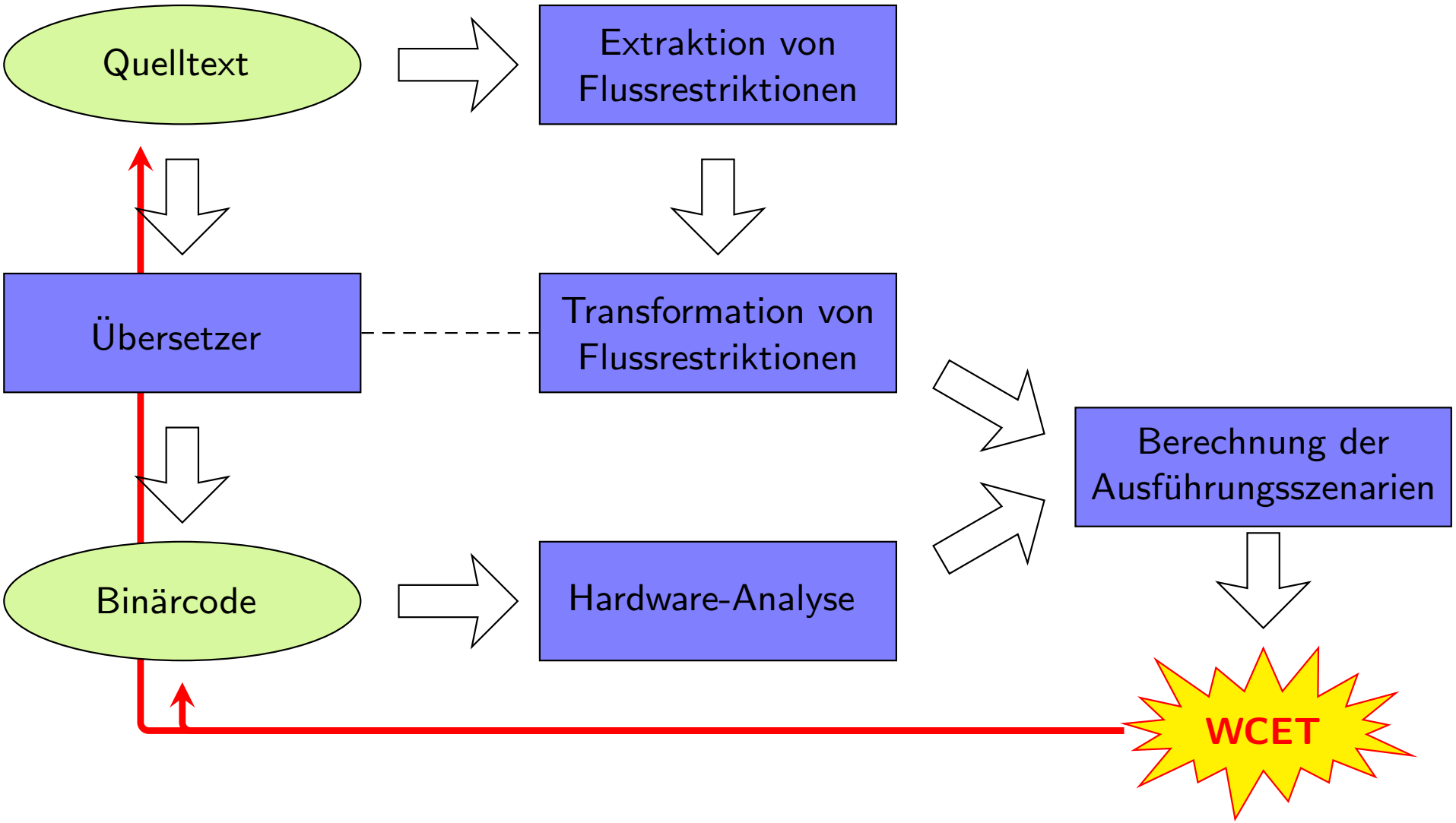
Werkzeugkette für die WCET-Analyse [2]



Werkzeugkette für die WCET-Analyse [2]

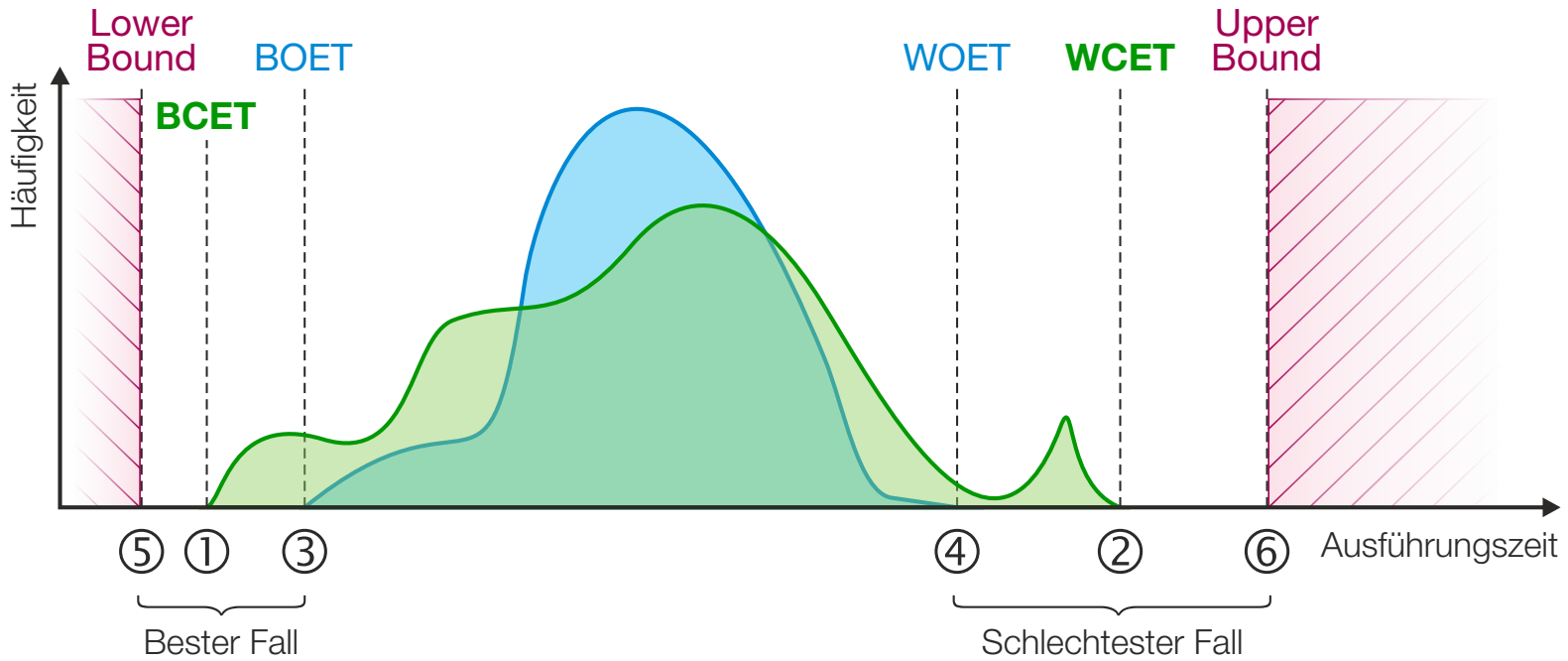


Werkzeugkette für die WCET-Analyse [2]



Gliederung

Resümee

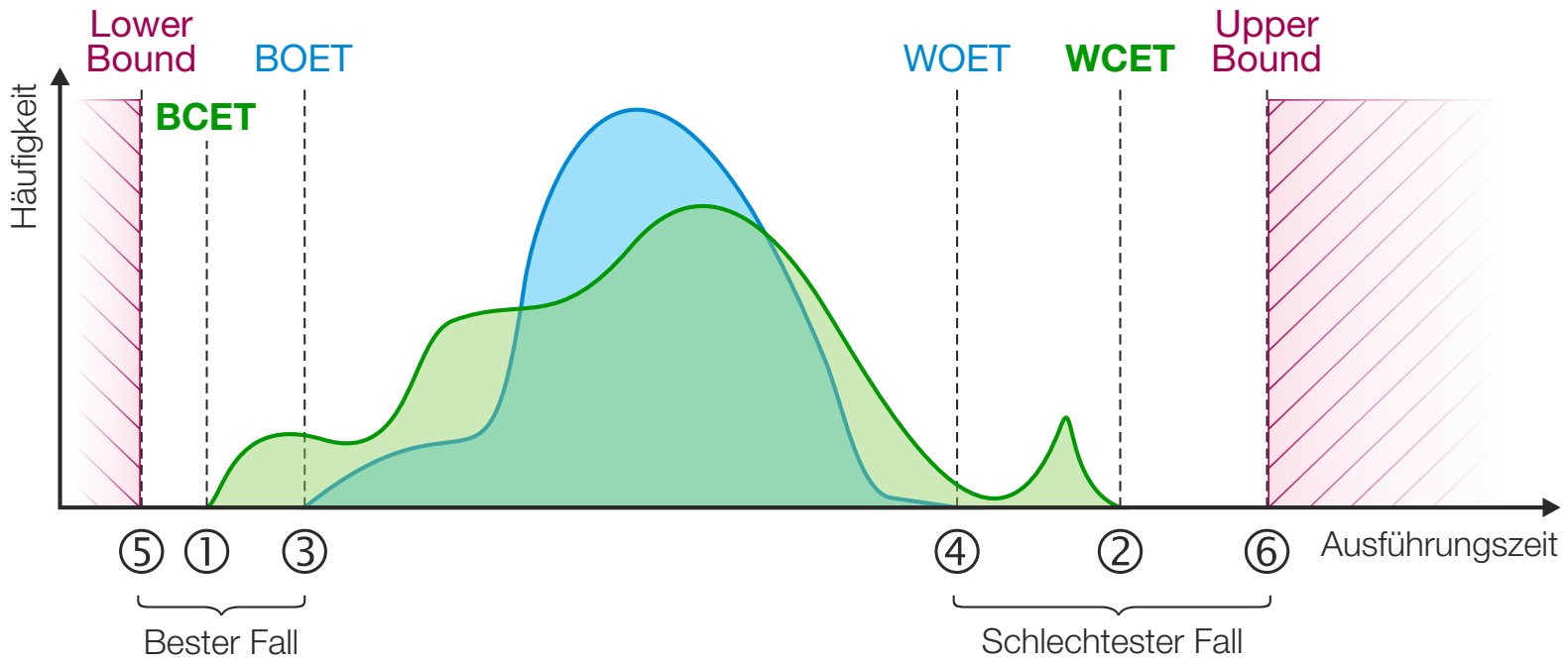


WCET-Bestimmung gliedert sich grob in zwei Teilprobleme

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

☞ Tatsächliche Ausführungszeit: BCET / WCET

Resümee

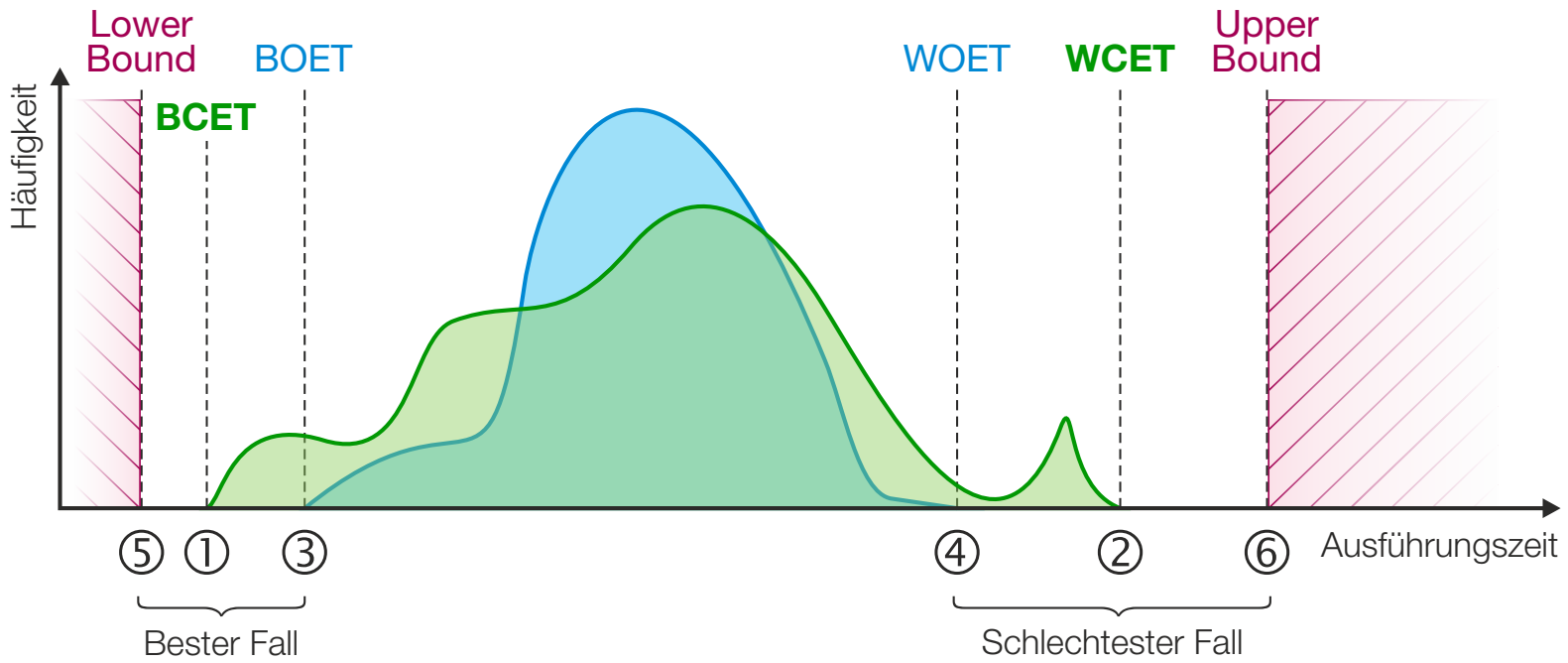


Dynamische Analyse $\rightsquigarrow$ beobachtet die Ausführungszeit

- Messung bezieht beide Ebenen mit ein
- Vollständige Messung im Allgemeinen nicht möglich $\rightsquigarrow$ Unterapproximation

☞ Gemessene Ausführungszeit: BOET / WOET

Resümee

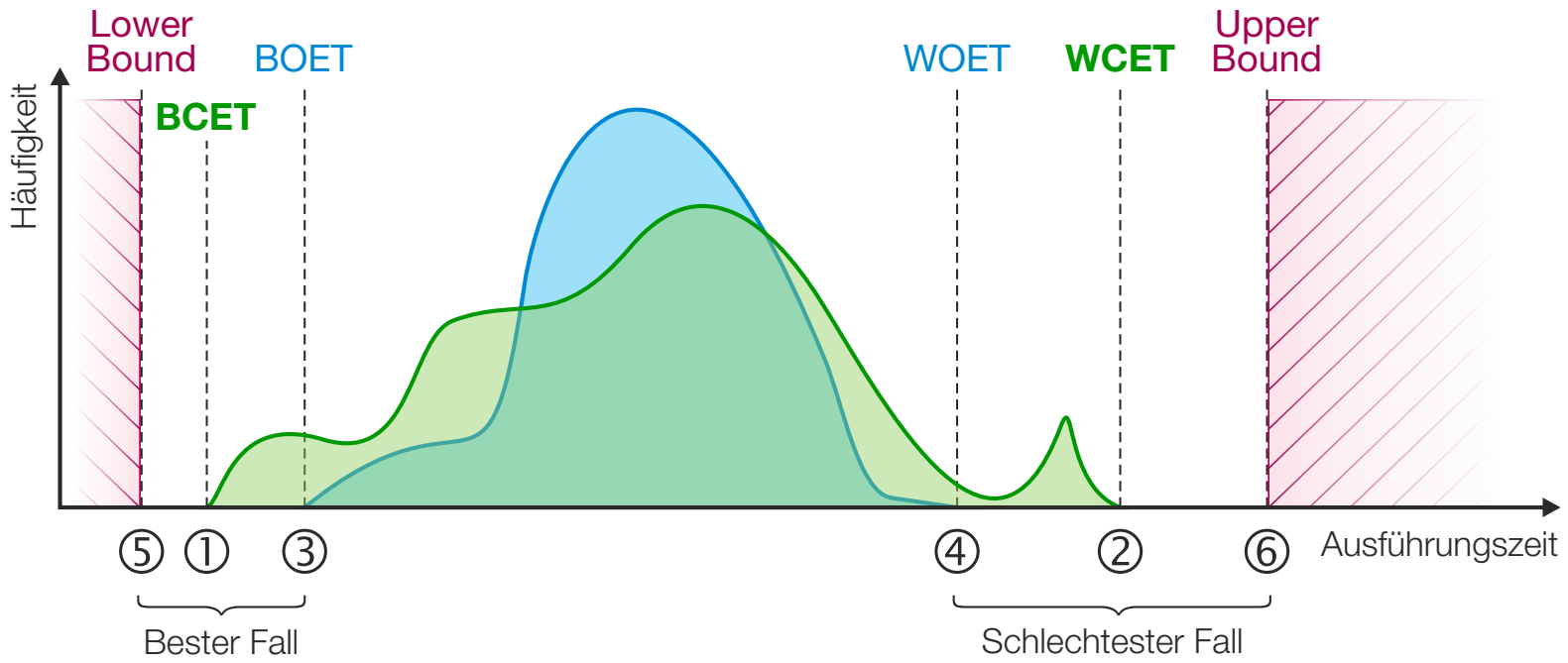


Statische Analyse $\rightsquigarrow$ schätzt die Ausführungszeit

- Pfadanalyse (Programmiersprachenebene) $\rightsquigarrow$ Abstraktion (Timing Schema vs. IPET)
- Gibt pessimistische Schranken an $\rightsquigarrow$ Überapproximation

☞ Geschätzte Ausführungszeitgrenzen: Lower- / Upper Bound

Resümee



Hardware-Analyse $\rightsquigarrow$ 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] Puschner, P. :
Zeitanalyse von Echtzeitprogrammen.
Treitlstr. 1-3/182-1, 1040 Vienna, Austria, Technische Universität Wien, Institut für Technische Informatik, Diss., 1993

[2] Puschner, P. ; Huber, B. :
Zeitanalyse von sicherheitskritischen Echtzeitsystemen.
http://ti.tuwien.ac.at/rts/teaching/courses/wcet, 2012. –
Lecture Notes

[3] Wilhelm, R. :
Embedded Systems.
http:
//react.cs.uni-sb.de/teaching/embedded-systems-10-11/lecture-notes.html,
2010. –
Lecture Notes