Echtzeitsysteme

Exkurs: WCET-Analyse

Lehrstuhl Informatik 4

23. Januar 2014

Gliederung

Fragestellungen

- Alle sprechen von der WCET – aber wo kommt sie eigentlich her?
  - Wie geht man mit der Abhängigkeit von Eingabedaten um?
  - Welche Rolle spielt der Prozessor beim Thema WCET?
- Pfadanalyse $\rightsquigarrow$ bestimmt den längsten Pfad durch ein Programm
  - Timing Schema
    - $\rightsquigarrow$ orientiert sich an der Programmstruktur
  - Implicit Path Enumeration Technique (IPET)
    - $\rightsquigarrow$ Abbildung auf ein Flussproblem
- Hardware-Analyse $\rightsquigarrow$ bestimme Dauer des längsten Pfads
  - Prozessoren werden hinsichtlich Geschwindigkeit optimiert ...
    - Caches, Pipelines, Out-of-Order-Execution, Sprungvorhersage, ...
  - ... nicht hinsichtlich Vorhersagbarkeit
- Warum bestimmen wir die WCET nicht einfach durch Messung?

Gliederung

Auf der Suche nach dem e

Die maximale Ausführungszeit ist eine unabkömmliche Information für die Ablaufplanung

Statische Ablaufplanung ordnet Jobs Zeitintervallen zu

$\rightsquigarrow$ diese Zeitintervalle müssen ausreichend groß sein

- mindestens so groß, wie die maximale Ausführungszeit e des Jobs

Planbarkeitsanalyse basiert auf Abschätzungen ...

- der maximalen CPU-Auslastung:

$$\sum_{k=1}^{n} \frac{e_k}{\min(D_k, p_k)} + \frac{b_i^{np}}{\min(D_i, p_i)} \leq 1 \quad ; i = 1, 2, \ldots, n$$

- der maximalen Antwortzeit:

$$\omega_i(t) = e_i + b_i^{np} + \sum_{k=1}^{i-1} \left\lceil \frac{t}{p_k} \right\rceil e_k ; 0 < t \leq p_i$$

die ohne die maximale Ausführungszeit e nicht auskommen

- selbst die Blockadezeit b^{np} ist eine maximale Ausführungszeit

$\rightsquigarrow$ nämlich die des längsten kritischen Abschnitts

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

$\rightsquigarrow$ exakte Vorhersage ist kaum möglich

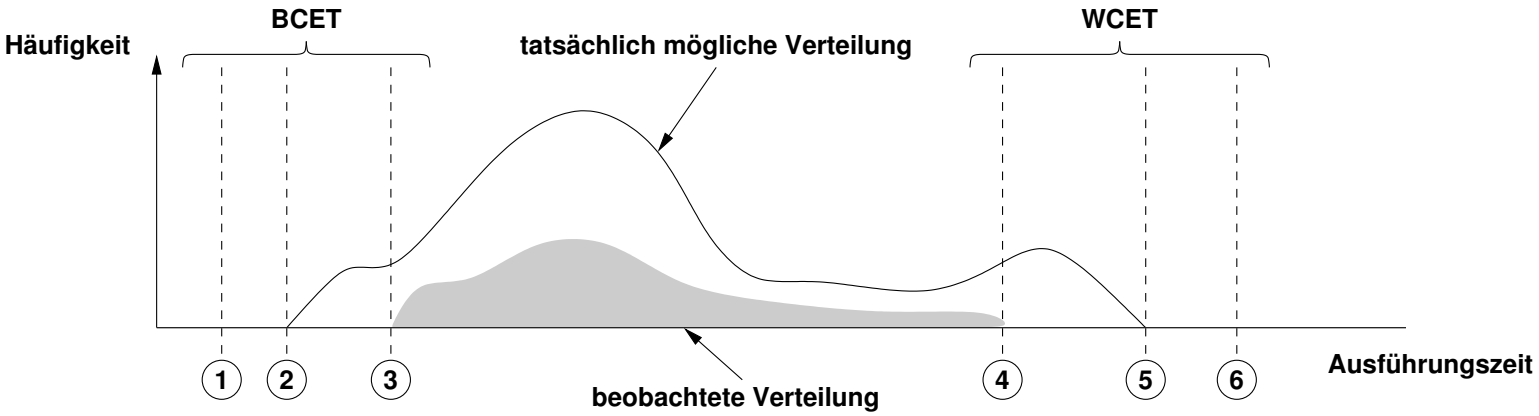
- sowohl die Größe als auch der Inhalt des Felds kann zur Laufzeit variieren

Die Maschinenprogrammebene liefert Dauer der Elementaroperationen:

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

Aufgabenstellung

Die maximale Ausführungszeit nach oben abschätzen



Bereits für relativ einfache Programme ergibt sich eine Bandbreite möglicher Programmlaufzeiten, besondere Bedeutung haben

- bestmögliche Ausführungszeiten (engl. **b***est* **c***ase* **e***xecution* **t***ime*)
  1. geschätzt, 2. tatsächlich und 3. beobachtet
- und maximale Ausführungszeiten (engl. **w***orst* **c***ase* **e***xecution* **t***ime*)
  4. beobachtet, 5. tatsächlich und 6. geschätzt

☞ Ziel ist eine sichere Abschätzung der WCET

- und den Abstand zur tatsächlichen WCET klein zu halten

Gliederung

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,s)`

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

Abstrakter Syntaxbaum $\rightsquigarrow$ Timing Schema

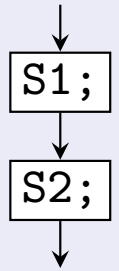
Ableitung des maximalen Pfads anhand der Programmstruktur

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

Summation der WCETs:

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

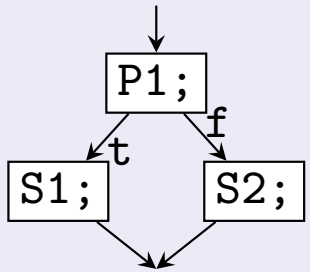


Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

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

Abschätzung der Gesamtausführungszeit:

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

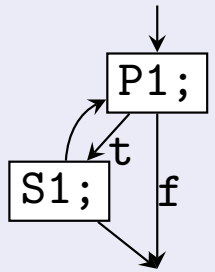


Schleifen $\rightsquigarrow$ wiederholte Ausführung

```
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;
}
```

- 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: Vor- und Nachteile

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

Vorteile

+ einfaches Verfahren mit geringem Berechnungsaufwand
+ skaliert gut mit der Programmgröße

Nachteile

- generische Flussinformation kann kaum berücksichtigt werden
  - z. B. sich ausschließende Zweige aufeinanderfolgender Verzweigungen
- schwierige Integration mit einer separaten Hardware-Analyse

Den längsten Weg durch ein Programm finden

Die möglichen Wege lassen sich durch Kontrollflussgraphen beschreiben

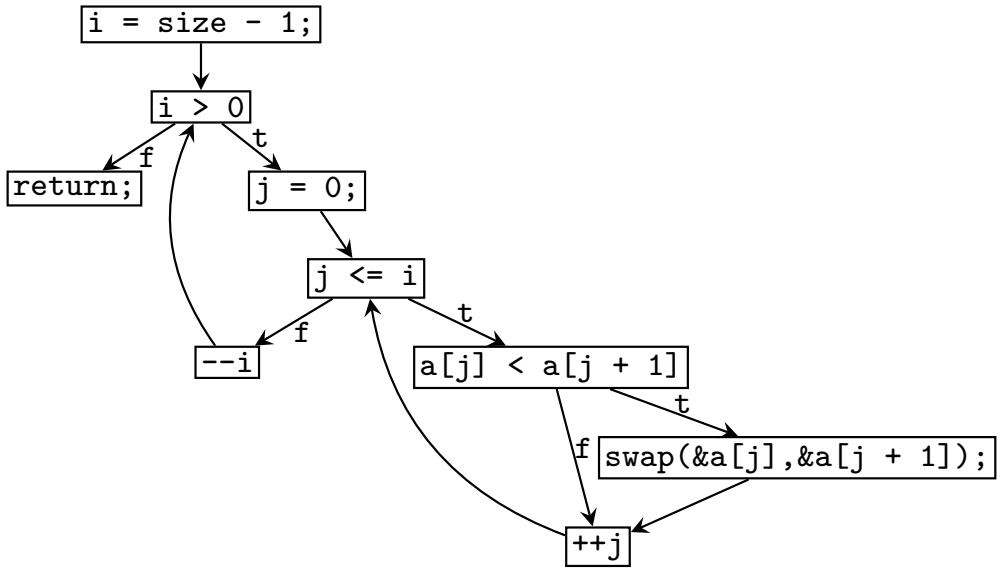
Ein Kontrollflussgraphen (engl. *control flow graph*) ist ein gerichteter Graph und setzt sich aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*) zusammen

- 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;
}
```



Wie berechnet man den längsten Pfad?

. . . und bestimmt so auch gleicht die maximale Ausführungszeit

Lösungsansatz: Fasse die Bestimmung der WCET als Flussproblem auf [2]

- die Maximierung des Flusses in einem gerichteten Graphen ist ein gut untersuchtes Problem aus dem Bereich der Graphentheorie
- mithilfe ganzzahliger linearer Programmierung (engl. *integer linear programming*) lässt sich dieses Problem zudem effektiv lösen

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*)

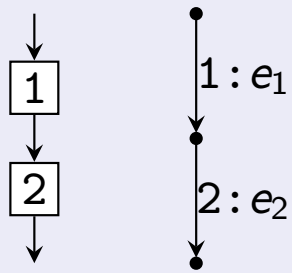
Ein Zeitanalysegraph (oder kurz T-Graph) ist ein gerichteter Graph mit einer Menge von Knoten $\mathcal{V} = \{V_i\}$ und Kanten $\mathcal{E} = \{E_i\}$.

- 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

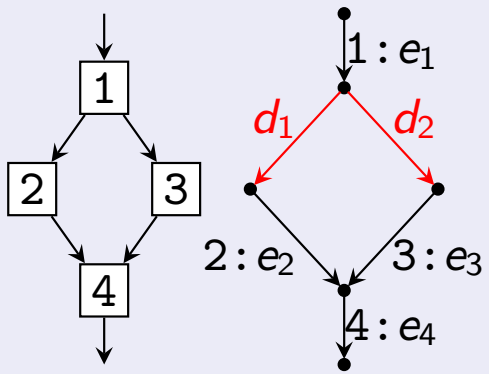
Grundblöcke des Kontrollflussgraphen werden auf Kanten abgebildet

- für Verzweigungen benötigt man Dummy-Kanten d_i

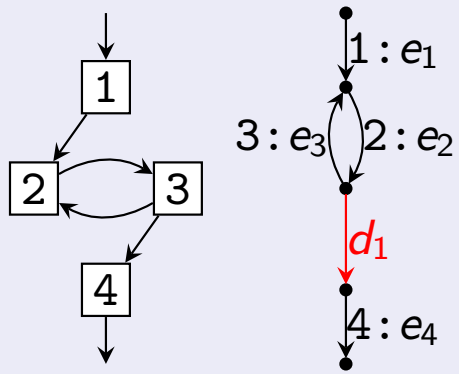
Sequenz



Verzweigung



Schleife



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 T-Graphen gegebene Netzwerk führt zur gesuchten WCET

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

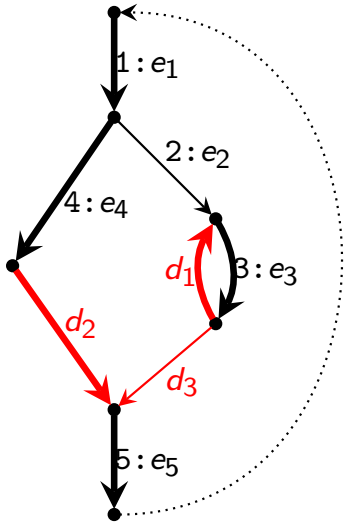
Zirkulationen

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 $f_e = 1$

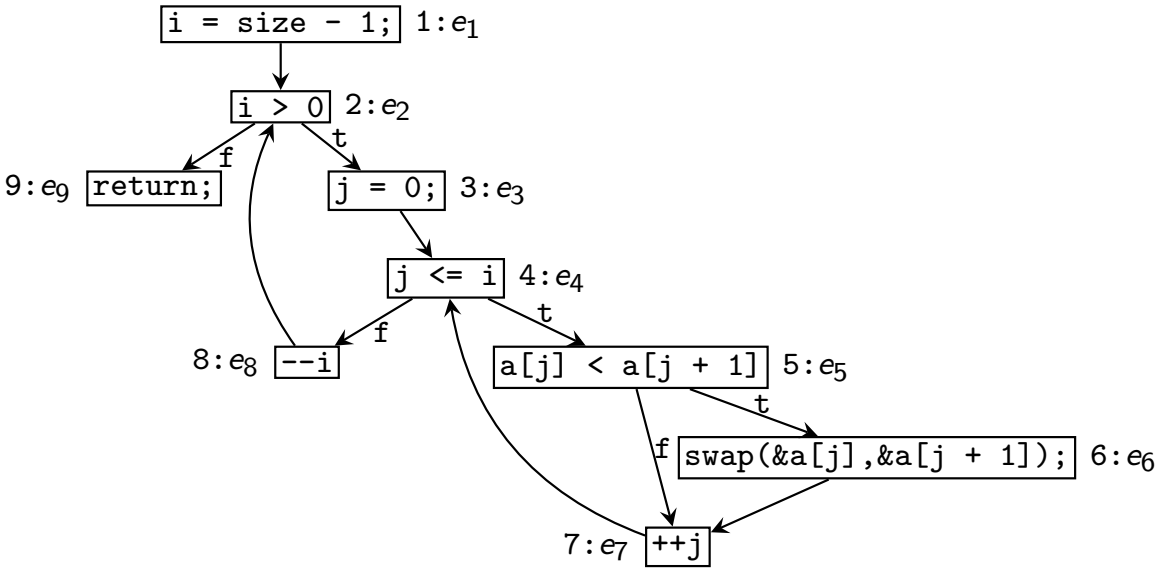
Flussrestriktionen schließen Zirkulationen ungültiger Abarbeitungen aus

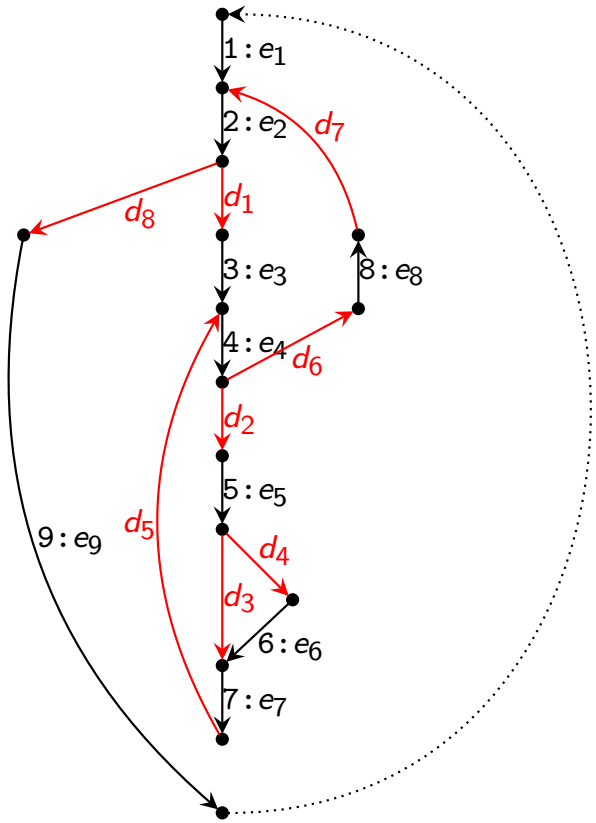
- Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
- Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen



- $f_1 = f_2 + f_4$ 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





- 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

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

$\rightsquigarrow$ 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: $f_{E_e} = 1$

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

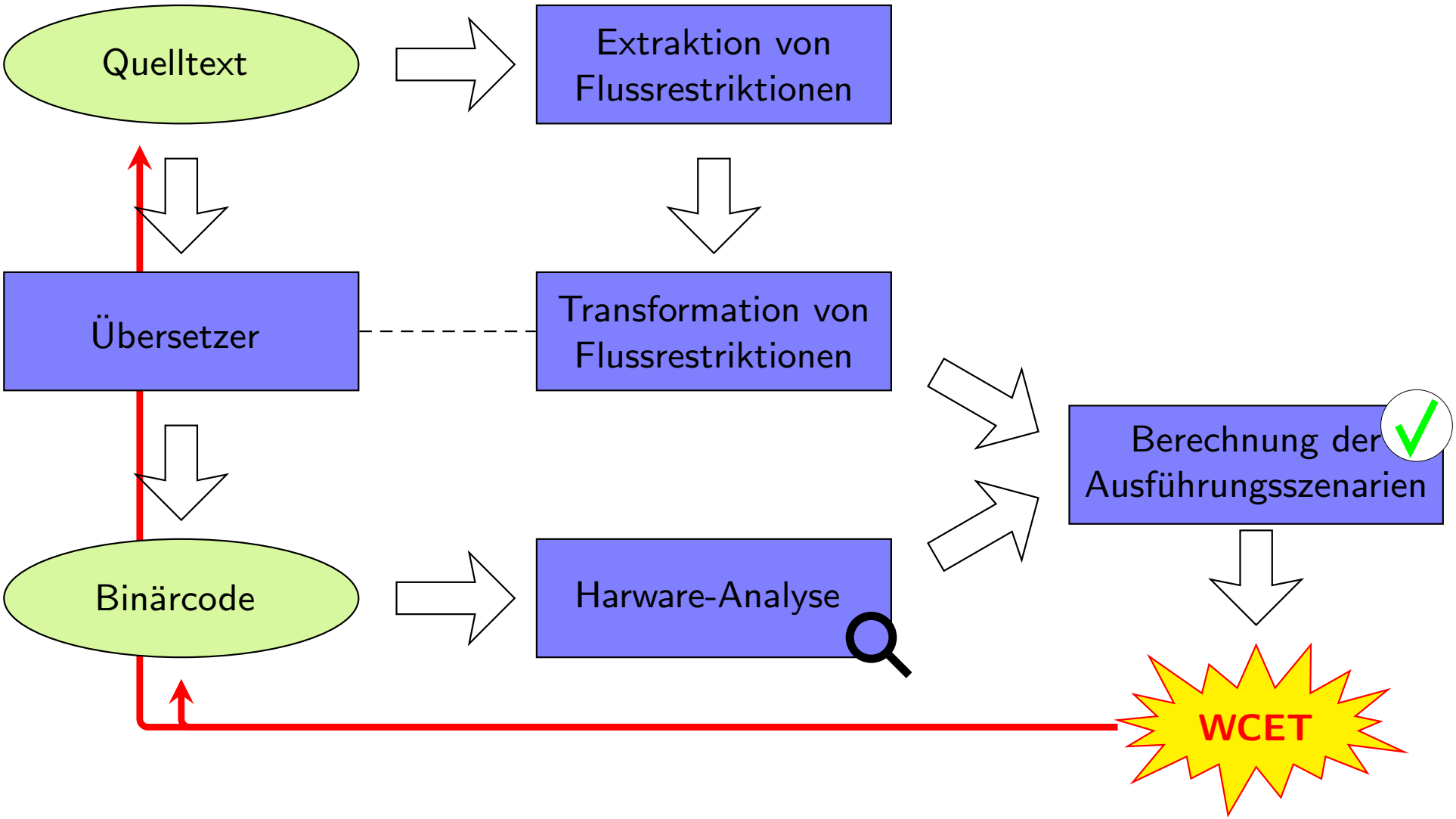
Vorteile

+ 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

Werkzeugkette für die WCET-Analyse [3]



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 [2]

- 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

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 [4, 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

- $\rightsquigarrow$ 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“

Beispiel: LRU-Cache, 4-fach assoziativ

LRU = „least recently used“ – Das älteste Element fliegt raus!

Caches werden häufig in Sätze (engl. *cache set*) unterteilt

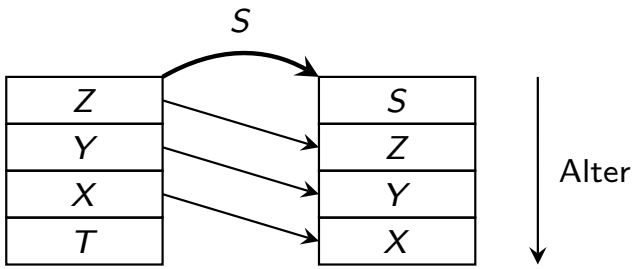
- ein *n*-fach assoziativer Cache besitzt pro Satz *n* Cache-Blöcke

$\rightsquigarrow$ Aufnahme von *n* konkurrierende Speicherstellen pro Satz möglich

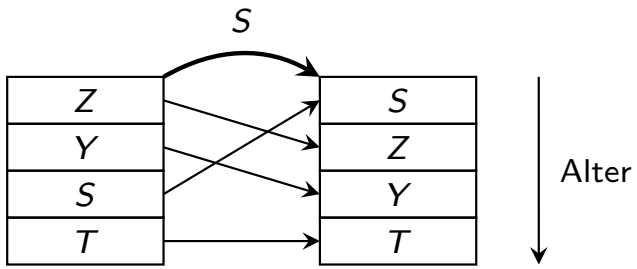
Inhalt und Verwaltungsinformation (bei LRU das Alter des Blocks) werden sowohl bei Treffern als auch bei Fehlschlägen aktualisiert

konkrete Semantik des Cache

Cache Miss



Cache Hit



must-Analyse und may-Analyse approximieren diese konkrete Semantik:

must Obergrenze des Alters $\rightsquigarrow$ Unterapproximation des Inhalts

- Obergrenze $\leq$ Assoziativität $\rightsquigarrow$ garantiert im Cache

may Untergrenze des Alters $\rightsquigarrow$ Überapproximation des Inhalts

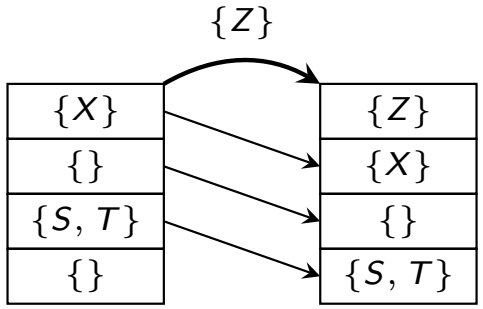
- Untergrenze $>$ Assoziativität $\rightsquigarrow$ garantiert nicht im Cache

Beispiel: LRU-Cache, Zugriff auf eine Speicherstelle

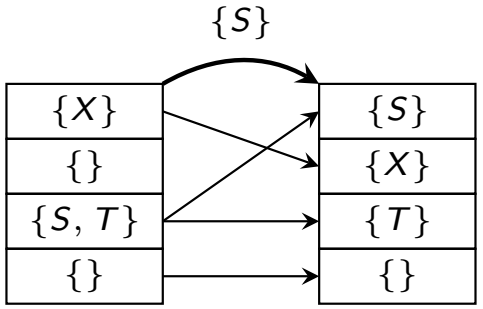
Annäherung des Cache-Verhaltens durch must- und may-Approximation: Aktualisierung von Inhalt und Verwaltungsinformation

must-Approximation

Potential Cache Miss

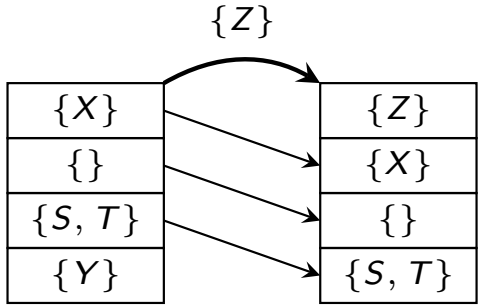


Definitive Cache Hit

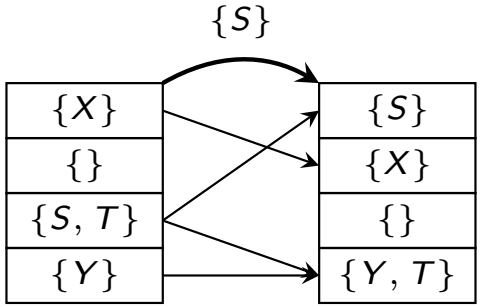


may-Approximation

Definitive Cache Miss

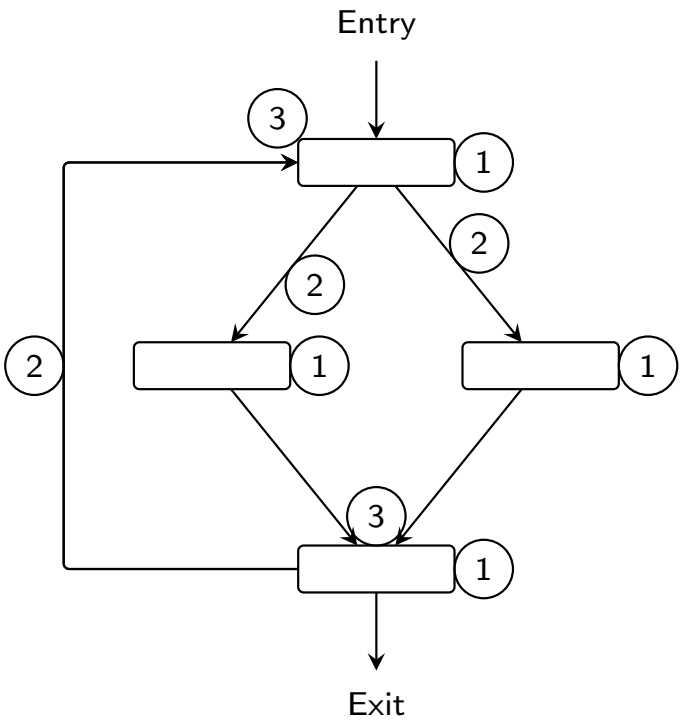


Potential Cache Hit



Wie funktioniert nun die Cache-Analyse?

Die Analyse ist eine Datenflussanalysen [1, Kapitel 8]

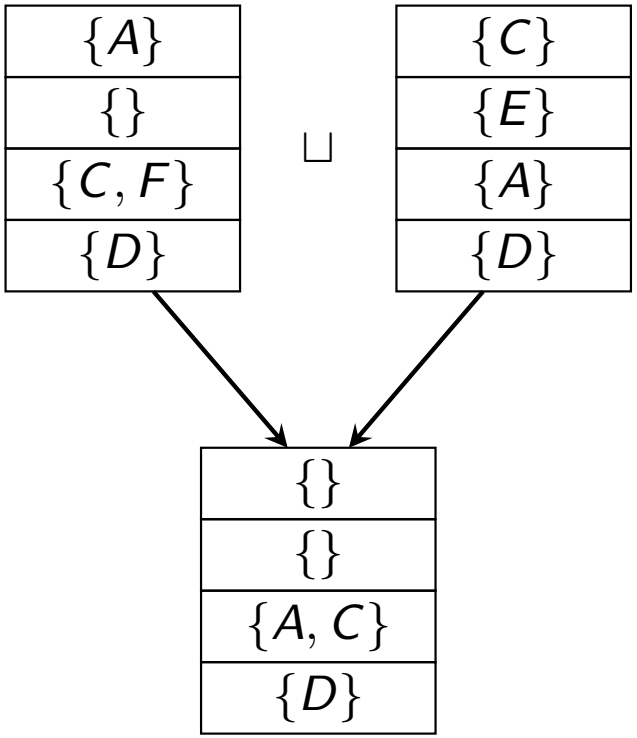


1. sammle Information in den Grundblöcken
   - Speicherzugriffe (s. Folie IX/28)
   - man bestimmt die Übertragungsfunktion (engl. *transfer function*) des Grundblocks
2. die Information wird über ausgehende Kanten weiterverteilt
   - Eingabe für die Übertragungsfunktion der folgenden Grundblöcke
3. fließt der Kontrollfluss wieder zusammen, wird auch die Information verschmolzen
   - $\rightsquigarrow$ Verschmelzungsoperatoren

☞ Verschmelzungsoperatoren für must- und may-Analyse

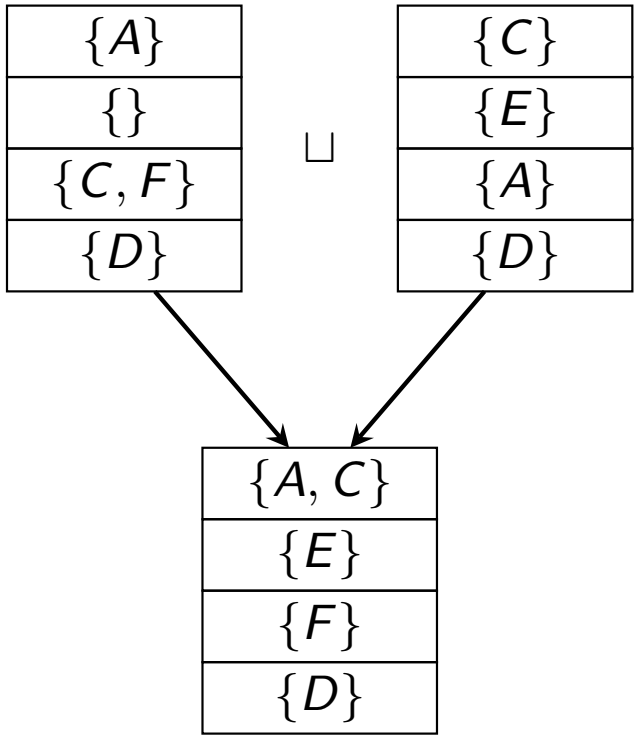
Verschmelzungsoperatoren für must- und may-Analyse

must-Analyse



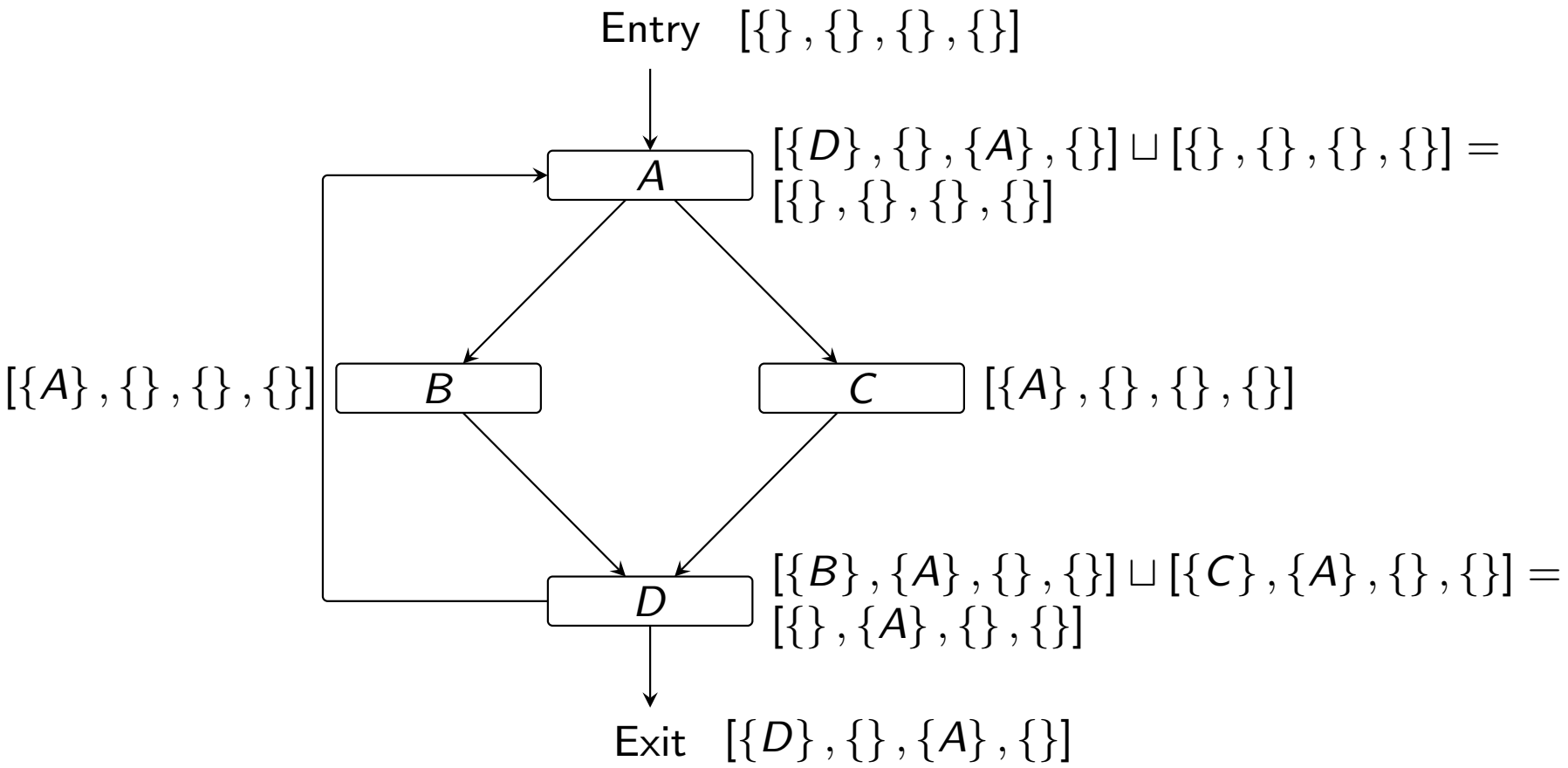
„Schnittmenge + max. Alter“

may-Analyse



„Vereinigungsmenge + min. Alter“

Beispiel: must-Analyse für LRU



☞ Hier ist leider keine Vorhersage von Treffern möglich ☹

⇝ Tip: ein einfaches, virtuelles Ausrollen der Schleife hilft weiter!

Praxisrelevante Cache-Implementierungen

Cache-Analyse mithilfe einer Datenflussanalyse funktioniert für mengenassoziative Caches mit LRU sehr gut

- Zugriffe auf unterschiedliche Cache-Zeilen beeinflussen sich nicht
- TriCore: 2-fach assoziativer LRU-Cache

Zur Leistungssteigerung kommen auch andere Strategien zum Einsatz:

- im Durchschnitt ähnliche Leistung wie LRU, weniger vorhersagbar
- Pseudo-LRU
  - Cache-Zeilen werden als Blätter eines Baums verwaltet
  - must-Analyse eingeschränkt brauchbar, may-Analyse unbrauchbar
  - z. B. PowerPC 750/755
- Pseudo-Round-Robin
  - 4-fach mengenassoziativer Cache mit **einem** 2-bit Ersetzungszähler
    - Zähler deutet auf zu ersetzende Cache-Zeile, Erhöhung bei Fehlschlag
  - must-Analyse kaum, may-Analyse überhaupt nicht brauchbar
  - z. B. Motorola Coldfire 5307

Gliederung

Messbasierte WCET-Analyse [3]

Idee: der Prozessor selbst ist das präziseste Hardware-Modell

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

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 $\not\leadsto$ globalen WCET
- schwierig/unmöglich den Startzustand des Prozessors zu identifizieren/erzwingen, der zur WCET führt

☞ messbasierte Ansätze unterschätzen die WCET meistens

☞ systematischere, messbasierte Analysetechniken sind vonnöten

Messbasierte WCET-Analyse [3] (Forts.)

Andererseits besteht Bedarf für messbasierte Methoden

- gängige Praxis in der Industrie
- nicht alle Echtzeitsysteme benötigen eine sichere WCET
  - z. B. Echtzeitsystem mit weichen Zeitschranken (engl. *soft real-time systems*)
- 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 draus los messen“

⇝ z. B. immer Pfade vermessen (d. h. Ablauf und Zeit)

⇝ auf einen definierten Startzustand achten

Gliederung

Resümee

Problemdefinition identifiziert zwei Teilprobleme

- Flussanalyse finde die längsten Pfade durch ein Programm
- Hardwareanalyse bestimmt die WCET einzelner Grundblöcke

Pfadanalyse $\rightsquigarrow$ findet auf Programmiersprachenebene statt

- Timing Schema verwendet den abstrakten Syntaxbaum
- IPET basiert auf dem Kontrollflussgraphen
  - Erzeugung eines T-Graphen, Ableitung eines Flussproblems

  $\rightsquigarrow$ ganzzahliges lineares Optimierungsproblem

Werkzeugkette für die statische WCET-Analyse

Hardware-Analyse $\rightsquigarrow$ Eingaben für die WCET-Berechnung

- Hauptaufgaben: Cache- und Pipeline-Analyse
- Beispiel: Datenflussanalyse für 4-fach assoziativen LRU-Cache
  - must-Approximation und may-Approximation

messbasierte WCET-Analyse $\rightsquigarrow$ ein kleiner Fingerzeig!

Literaturverzeichnis

[1] Muchnick, S. S.:
Advanced compiler design and implementation.
San Francisco, CA, USA : Morgan Kaufmann Publishers Inc., 1997. –
ISBN 1–55860–320–4

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

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

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