Echtzeitsysteme

Exkurs: WCET-Analyse

Lehrstuhl Informatik 4

24. Januar 2013

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 $\leadsto$ bestimmt den längsten Pfad durch ein Programm
  - Timing Schema

    $\leadsto$ orientiert sich an der Programmstruktur
  - Implicit Path Enumeration Technique (IPET)

    $\leadsto$ Abbildung auf ein Flussproblem
- Hardware-Analyse $\leadsto$ 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

$\leadsto$ 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

$\leadsto$ 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

$\leadsto$ exakte Vorhersage ist kaum möglich

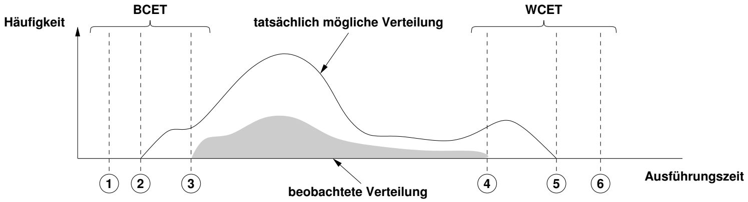
- sowohl die Größe als auch der Inhalt des Felds kann zur Laufzeit variieren

Die Maschinenprogrammebene liefert Dauer der Elementaroperationen:

- wie lange dauert ein `ADD`, ein `LOAD`, ...
- ist prozessorabhängig und für moderne Prozessoren sehr schwierig
  - Pipeline $\leadsto$ Wie ist der Zustand der Pipeline an einer Instruktion?
  - Cache $\leadsto$ 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`
  $\leadsto$ D = 1, V = 1, S = 0;
- `a = {1, 3, 2}, s = 3`
  $\leadsto$ D = 3, V = 3, S = 1;
- `a = {3, 2, 1}, s = 3`
  $\leadsto$ D = 3, V = 3, S = 3;

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

$\leadsto$ 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

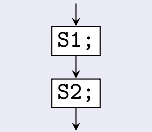
Ableitung des maximalen Pfads anhand der Programmstruktur

Sequenzen $\rightsquigarrow$ Hintereinanderausführung

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

Summation der WCETs:

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

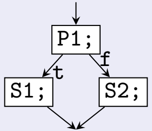


Verzweigung $\rightsquigarrow$ bedingte Ausführung

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

Abschätzung der Gesamtausführungszeit:

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

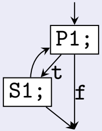


Schleifen $\rightsquigarrow$ wiederholte Ausführung

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

Schleifendurchläufe berücksichtigen:

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



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: $P_1 = \texttt{i > 0}$
  - Rumpf: L_2; `--i;`
  - Durchläufe: `size - 1`
  - $\leadsto$ $e_{L_1} = e_{P_1} + (size - 1)(e_{P_1} + e_{L_2} + e_{\texttt{--i}})$
- Schleife L_2: $P_2 = \texttt{j < i}$
  - Rumpf: C_1; `++j;`
  - Durchläufe: `size - 1`
  - $\leadsto$ $e_{L_2} = e_{P_2} + (size - 1)(e_{P_2} + e_{C_1} + e_{\texttt{++j}})$
- Verzweigung C_1: $P_3 = \texttt{a[j] > a[j + 1]}$
  - $S_1 = \texttt{swap(\&a[j],\&a[j + 1])}$
  - $\leadsto$ $e_{C_1} = e_{P_3} + e_{S_1}$
- Funktionsaufruf $S_1 = \texttt{swap(\&a[j],\&a[j + 1])}$
  - 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

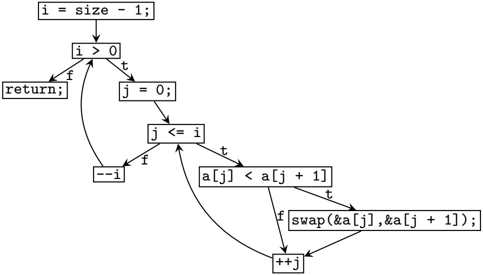
Ein Kontrollflussgraphen (engl. *control flow graph*) ist ein gerichteter Graph und setzt sich aus Grundblöcken (engl. *basic blocks*) zusammen

- Grundblöcke sind sequentielle „Code-Schnipsel“
  - hier wird gearbeitet $\leadsto$ Grundblöcke verbrauchen Rechenzeit
- Kanten im Kontrollflussgraphen $\leadsto$ 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*)

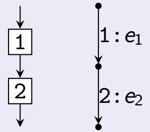
Ein Zeitanalysegraph (oder kurz T-Graph) ist ein gerichteter Graph mit einer Menge von Knoten $\mathcal{V} = \{V_i\}$ und Kanten $\mathcal{E} = \{E_i\}$.

- 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

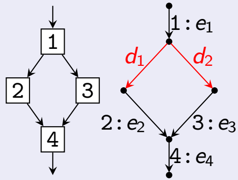
Grundblöcke des Kontrollflussgraphen werden auf Kanten abgebildet

- für Verzweigungen benötigt man Dummy-Kanten d_i

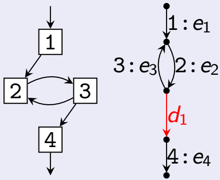
Sequenz



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

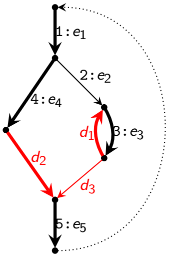
Zirkulationen

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 $f_e = 1$

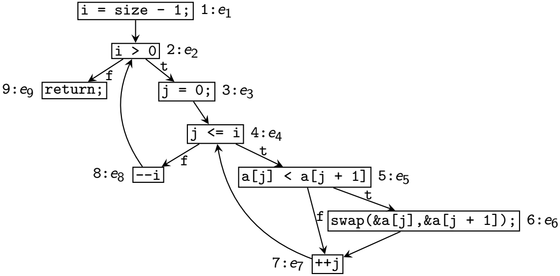
Flussrestriktionen schließen Zirkulationen ungültiger Abarbeitungen aus

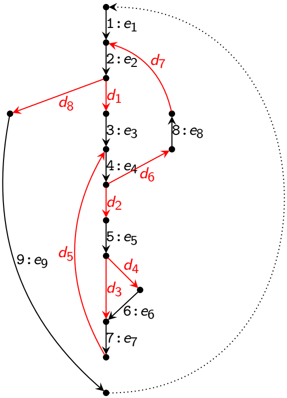
- Formulierung als Nebenbedingungen des Optimierungsproblems
- Beschränkung der maximalen Anzahl von Schleifendurchläufen



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

Beispiel: Bubblesort





- Flussrestriktionen, die sich aus Schleifen ergeben:
  - „äußere Schleife“: $f_2 \leq (size - 1)f_1$
  - „innerer 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

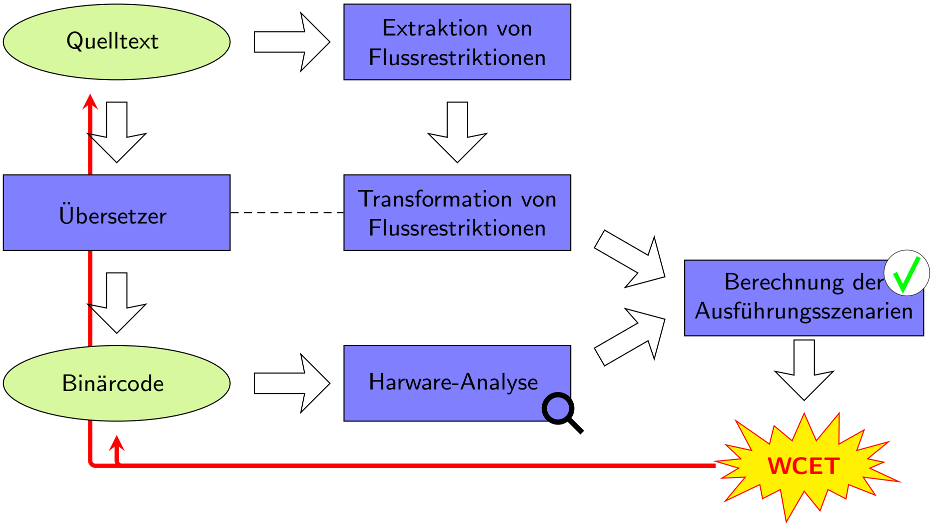
Vorteile

+ 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 $\leadsto e_h$

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

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

may, die Instruktion ist vielleicht im Cache

$\leadsto$ 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

$\leadsto$ erster Zugriff ist ein Fehlschlag, alle weiteren sind Treffer

$\leadsto$ 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!

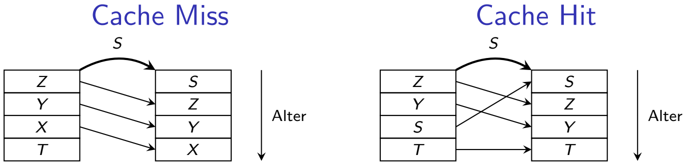
Caches werden häufig in Sätze (engl. *cache set*) unterteilt

- 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



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

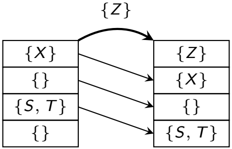
- Untergrenze $>$ Assoziativität $\rightsquigarrow$ garantiert nicht im Cache

Beispiel: LRU-Cache, Zugriff auf eine Speicherstelle

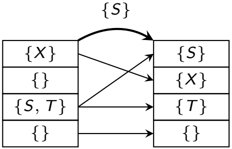
Annäherung des Cache-Verhaltens durch must- und may-Approximation: Aktualisierung von Inhalt und Verwaltungsinformation

must-Approximation

Potential Cache Miss

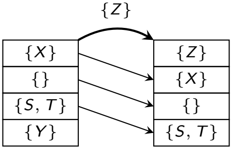


Definitive Cache Hit

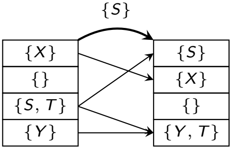


may-Approximation

Definitive Cache Miss

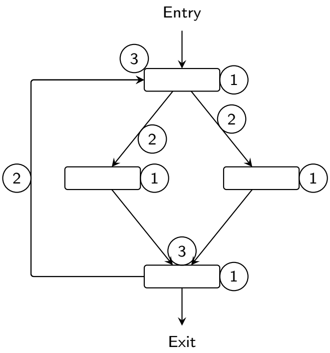


Potential Cache Hit



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

   $\leadsto$ Verschmelzungsoperatoren

☞ Verschmelzungsoperatoren für must- und may-Analyse

Verschmelzungsoperatoren für must- und may-Analyse

must-Analyse

$$\begin{array}{|c|}\hline \{A\} \\ \hline \{\} \\ \hline \{C,F\} \\ \hline \{D\} \\ \hline \end{array} \quad \sqcup \quad \begin{array}{|c|}\hline \{C\} \\ \hline \{E\} \\ \hline \{A\} \\ \hline \{D\} \\ \hline \end{array}$$

$$\downarrow$$

$$\begin{array}{|c|}\hline \{\} \\ \hline \{\} \\ \hline \{A,C\} \\ \hline \{D\} \\ \hline \end{array}$$

„Schnittmenge + max. Alter“

may-Analyse

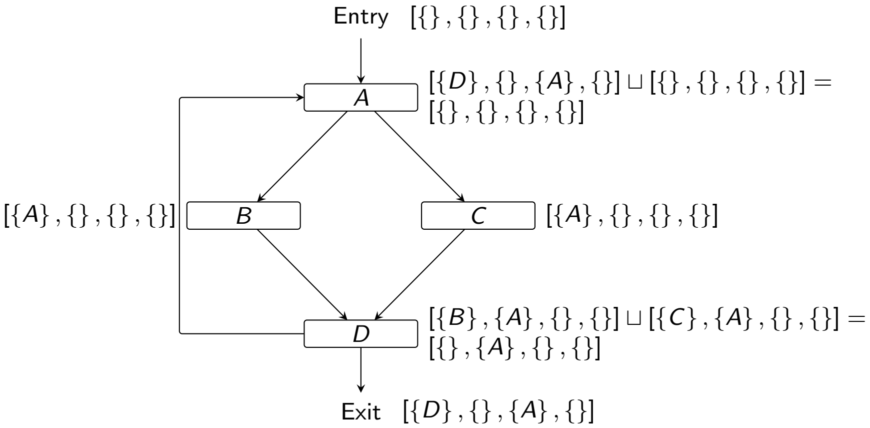
$$\begin{array}{|c|}\hline \{A\} \\ \hline \{\} \\ \hline \{C,F\} \\ \hline \{D\} \\ \hline \end{array} \quad \sqcup \quad \begin{array}{|c|}\hline \{C\} \\ \hline \{E\} \\ \hline \{A\} \\ \hline \{D\} \\ \hline \end{array}$$

$$\downarrow$$

$$\begin{array}{|c|}\hline \{A,C\} \\ \hline \{E\} \\ \hline \{F\} \\ \hline \{D\} \\ \hline \end{array}$$

„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
- Psuedo-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“

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

$\leadsto$ 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 $\leadsto$ findet auf Programmiersprachenebene statt

- Timing Schema verwendet den abstrakten Syntaxbaum
- IPET basiert auf dem Kontrollflussgraphen
    - Erzeugung eines T-Graphen, Ableitung eines Flussproblems
    - $\leadsto$ ganzzahliges lineares Optimierungsproblem

Werkzeugkette für die statische WCET-Analyse

Hardware-Analyse $\leadsto$ 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 $\leadsto$ 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