

Verlässliche Echtzeitsysteme

Verifikation nicht-funktionaler Eigenschaften

Peter Ulbrich

Lehrstuhl für Verteilte Systeme und Betriebssysteme

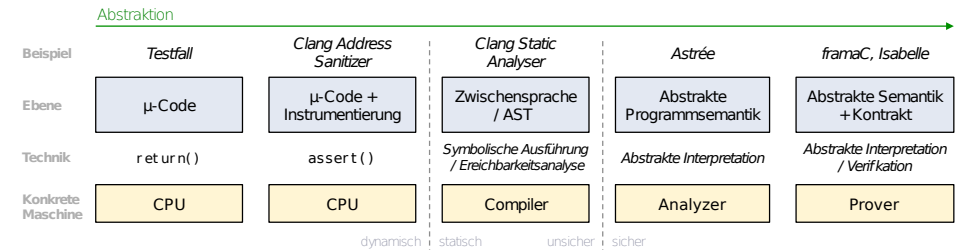
Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg

<https://www4.cs.fau.de>

24. Juni 2019



Wiederholung: Verifikationsverfahren



■ Statisch versus dynamisch

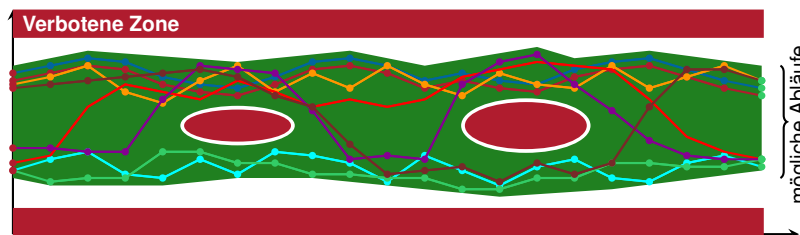
- Nutzung der konkreten/abstrakten Programmsemantik (siehe Folien VIII/15 ff)
- Konkrete Ausführung (Maschine) hängt jedoch von der Betrachtungsebene ab!

■ Sicher versus unsicher

- Vollständigkeit der Analyse (sicher \mapsto 100 %, siehe Folien VIII/20 ff)
- Steht im Bezug zu einer bestimmten Spezifikation (z.B. C-Standard bei Astrée)



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



■ Abstrakte Interpretation (engl. *abstract interpretation*)

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



Übersicht und Problemstellung

Abstrakte Interpretation für Laufzeitfehler ist nicht genug!

■ Bislang stand Verifikation des korrekten Verhaltens im Vordergrund

- *Abstrakte Interpretation*:
Abwesenheit von Laufzeitfehlern (Sprachstandard, nicht-funktional)



Dies ist *notwendig* jedoch *nicht hinreichend*

\rightarrow Einfluss nicht-funktionaler Eigenschaften der Ausführungsumgebung

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



Einhaltung bestimmter *nicht-funktionaler Eigenschaften* garantieren?

- Speicherverbrauch: *Worst-Case Stack Usage* (WCSU, siehe 7 ff)
- Laufzeit: *Worst-Case Execution Time* (WCET, siehe 15 ff)
- \rightarrow Messung versus statische Analyse



Gliederung

- 1 Speicherverbrauch
 - Überblick
 - Messbasierte Bestimmung
 - Analytische Bestimmung
- 2 Ausführungszeit
 - Überblick
 - Messbasierte WCET-Analyse
 - Statische WCET-Analyse
- 3 Zusammenfassung



Speicherverbrauch im Überblick

Festwert-, Direktzugriffs- und Stapelspeicher



Betrachtung des Speicherverbrauchs nach Lokalität

- **Festwertspeicher** (engl. *Read Only Memory, ROM*)
 - Umfasst die Übersetzungseinheiten (**Funktionen** und **Konstanten**)
 - **Architekturabhängig** (Wortbreite, Optimierungsstufe, Inlining, ...)
 - Größe ist dem Compiler/Linker **statisch bekannt**:
`gcc -WL,-Map,PROGRAM.map *.o -o PROGRAM`
- **Direktzugriffsspeicher** (engl. *Random Access Memory, RAM*)
 - In eingebetteten Systemen typischerweise statisch allokiert (**globale Variablen** & **Stapelspeicher**-Konfiguration)
 - Permanenter Verbrauch (**architekturabhängig**) ebenso **statisch bekannt**

Dynamischer Speicher in eingebetteten Systemen

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



Der Stapelspeicher (Stack)

Dynamische Nutzung von Speicher in eingebetteten Systemen



Stapelspeicher wird verwendet für:

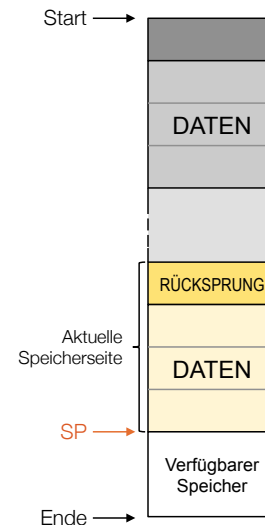
- Lokale Variablen und Zwischenwerte
- Funktionsparameter
- Rücksprungadressen



Größe wird zur **Übersetzungszeit** festgelegt

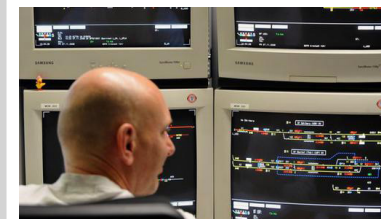
Fehlerquelle Stapelspeicher

- Unterdimensionierung \leadsto **Überlauf**
- Größenbestimmung \approx Halteproblem



Problem: Maximaler Speicherverbrauch

Fallbeispiel: Stellwerk Hamburg-Altona [7]



Elektronisches Stellwerk

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



Dynamische Verwaltung der Stellbefehle auf dem Stapelspeicher

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

Ausfall am Tag der Inbetriebnahme

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



Bestimmung des Stapelspeicherverbrauchs

Überabschätzung führt zu unnötigen Kosten

Unterabschätzung des Speicherverbrauchs führt zu Stapelüberlauf

- Schwerwiegendes und komplexes Fehlermuster
- undefiniertes Verhalten, Datenfehler oder Programmabsturz
- Schwer zu finden, reproduzieren und beheben!

Voraussetzungen für sinnvolle Analyse

- Zyklische Ausführungspfade vermeiden
- Keine Rekursion, Funktionszeiger, dynamischer Speicher

Analyse gängiger Compiler

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



Messung des Stapelspeicherverbrauchs

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

Messung (Water-Marking, Stack Canaries)

- Stapelspeicher wird vorinitialisiert (z.B. 0xDEADBEEF)
- Maximaler Verbrauch der Ausführung
→ höchste Speicherstelle ohne Wasserzeichen
- Auf Rücksprungsadressen anwendbar

Systemüberwachung zur Laufzeit

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

Keine Aussagen zum maximalen Speicherverbrauch

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

RÜCKSPRUNG
0xDEADBEEF
DATEN
0xDEADBEEF
0xDEADBEEF
0xDEADBEEF
0xDEADBEEF
0xDEADBEEF



Herausforderung Analyse

Wenn Zählen so einfach wäre ...

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

Ausführungsbedingungen bestimmen tatsächlichen Speicherbedarf

Speicherausrichtung (engl. alignment) von Variablen und Parametern

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

Aufrufort der Funktion unbekannt

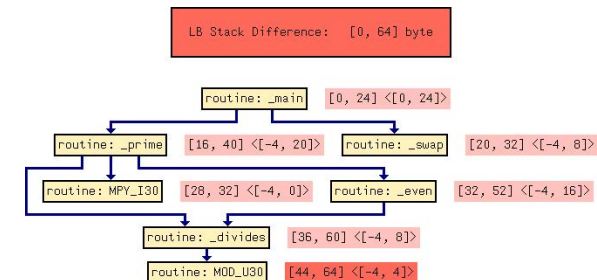
- Segmentierung kann zu nahen und fernen Aufrufen führen
- Rücksprungsadressen unterschiedlicher Größen

Inline-Ersetzung der Funktion (kein Stapelverbrauch für Aufruf)



Bestimmung des maximalen Stapelspeicherverbrauchs

Durch abstrakte Interpretation des Programmcodes [1]



Statische Analyse des Kontrollfluss- und Aufrufgraphen

- Pufferüberlauf als weitere Form von Laufzeitfehler
- Vorgehen analog zum Korrektheitsnachweis

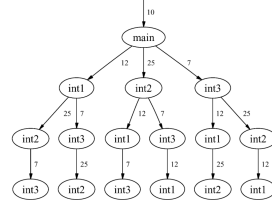
Weist Abwesenheit von Pufferüberläufen nach

- Pfadanalyse → maximaler Speicherverbrauch
- Ausrollen von Schleifen (siehe Folie X/32)
- Partitionierung und Werteanalyse (siehe Folie X/33)



Systemweite Stackverbrauchsanalyse

Abstrakte Interpretation unter Berücksichtigung von Interrupts [5]



- Problem systemweiter Stackverbrauchsanalyse
 - Interrupts werden auf aktuellem Stack ausgeführt
 - **Verschachtelte Interrupts** möglich
- Lösung: abstrakte Interpretation erstellt **Interrupt-Preemption-Graph**
- Bestandteile der abstrakten Domäne
 - Register der Interrupt-Maskierung
 - Status-Register
 - Stackpointer
- Traversierung des Interrupt-Preemption-Graph \leadsto **WCSU**

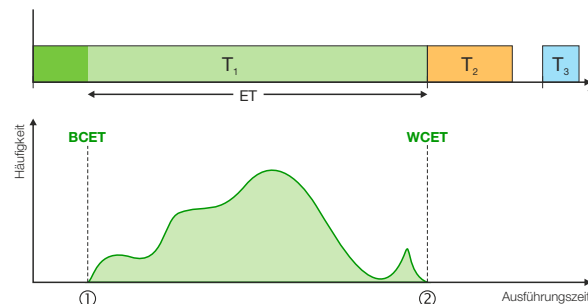


Gliederung

- 1 Speicherverbrauch
 - Überblick
 - Messbasierte Bestimmung
 - Analytische Bestimmung
- 2 Ausführungszeit
 - Überblick
 - Messbasierte WCET-Analyse
 - Statische WCET-Analyse
- 3 Zusammenfassung



Die maximalen Ausführungszeit



- Alle sprechen von der **maximalen Ausführungszeit** (e)
 - **Worst Case Execution Time (WCET)** e_i (vgl. [6] Folie III-2/28)
- Tatsächliche Ausführungszeit bewegt sich zwischen:
 - 1 bestmöglicher Ausführungszeit (**Best Case Execution Time, BCET**)
 - 2 schlechtestmöglicher Ausführungszeit (besagter **WCET**)



Bestimmung der WCET – eine Herausforderung

Wovon hängt die maximale Ausführungszeit ab?

Beispiel: Bubblesort

```

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

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

    return;
}
    
```

Programmiersprachenebene:

- Anzahl der Schleifendurchläufe hängt von der Größe des Feldes $a[]$ ab
- Anzahl der Vertauschungen (swap) hängt von dessen Inhalt
- ⚠ **Exakte Vorhersage ist kaum möglich**
 - Größe und Inhalt von $a[]$ kann zur Laufzeit variieren
 - Welches ist der **längste Pfad**?

Maschinenprogrammebene:

- Ausführungsdauer der **Elementaroperationen** (ADD, LOAD, ...)
- ⚠ **Prozessorabhängig** und für moderne Prozessoren sehr schwierig
 - Cache \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, ...



Messbasierte WCET-Analyse [4]

- Idee: Prozessor selbst ist das präziseste Hardware-Modell
 - Dynamische Ausführung und Beobachtung der Ausführungszeit

Messbasierte WCET-Analyse:

- Intuitiv und gängige Praxis in der Industrie
- Weiche/feste Echtzeitsysteme erfordern keine sichere WCET
- Einfach umzusetzen, verfügbar und anpassbar
 - Verschafft leicht Orientierung über die tatsächliche Laufzeit
 - Geringer Aufwand zur Instrumentierung (Plattformwechsel)
 - Eingeschränkte Verfügbarkeit statischer Analysewerkzeuge (HW-Plattform)
- Sinnvolle Ergänzung zur statischen WCET-Analyse (s. IX/20ff)
 - Validierung statisch bestimmter Werte
 - Ausgangspunkt für die Verbesserung der statischen Analyse

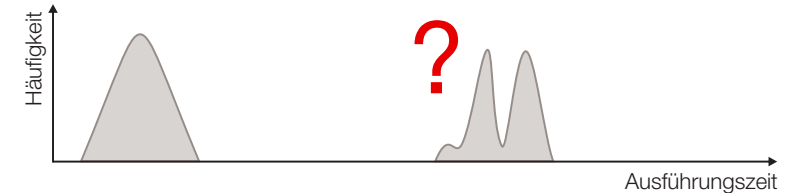
⚠ Das Richtige zu messen ist das Problem!



Herausforderungen der Messung

- Messungen umfassen stets das Gesamtsystem
 - Hardware, Betriebssystem, Anwendung(en), ...
 - ⚠ Fluch und Segen

Mögliches Ergebnis einer Messung:

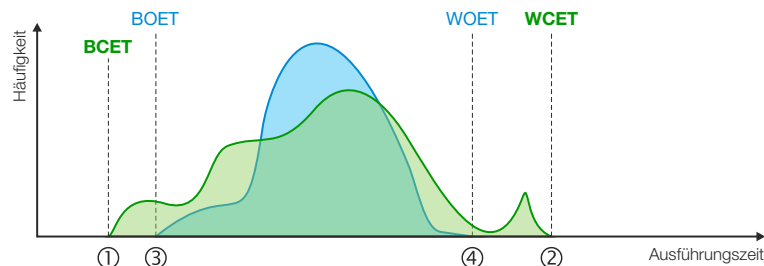


⚠ Probleme und Anomalien

- Nebenläufige Ereignisse unterbinden → Verdrängung
- Gewählte Testdaten führen nicht unbedingt zum längsten Pfad
- Seltene Ausführungsszenarien → Ausnahmefall
- Abschnittsweise WCET-Messung ≠ globalen WCET
- Wiederherstellung des Hardwarezustandes schwierig/unmöglich



Aussagekraft messbasierter WCET-Analyse



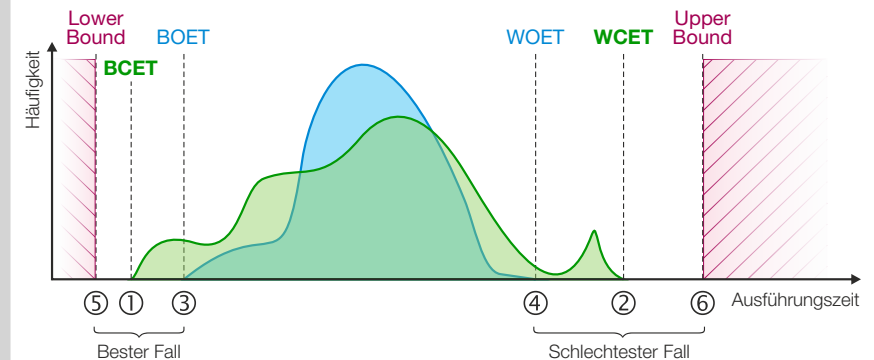
■ Dynamische WCET-Analyse liefert Messwerte:

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

⚠ Messbasierte Ansätze unterschätzen die WCET meistens



Überblick: Statische WCET-Analyse



■ Statische WCET-Analyse liefert Schranken:

- 5 Geschätzte untere Schranke (Lower Bound)
- 6 Geschätzte obere Schranke (Upper Bound)
- Die Analyse ist sicher (sound) falls $\text{Upper Bound} \geq \text{WCET}$



Problem: Längster Pfad

Beispiel: Bubblesort

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

Aufruf: bubbleSort(a, size)

- Durchläufe, Vergleiche und Vertauschungen (engl. **Swap**)
- a = {1, 2}, size = 2
→ D = 1, V = 1, **S = 0**;
- a = {1, 3, 2}, size = 3
→ D = 3, V = 3, **S = 1**;
- a = {3, 2, 1}, size = 3
→ D = 3, V = 3, **S = 3**;

⚠ Für den **allgemeinen Fall** nicht berechenbar \leadsto Halteproblem

- Wie viele Schleifendurchläufe werden benötigt?

📖 In Echtzeitsystemen ist dieses Problem häufig lösbar

- Kanonische Schleifenkonstrukte beschränkter Größe $\leadsto \max(\text{size})$
- Pfadanalyse \leadsto nur **maximale Pfadlänge** von belang



Berechnung der WCET?

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

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

Problem: Erfordert die explizite Aufzählung aller Pfade

→ Das ist algorithmisch nicht handhabbar

Lösung: Vereinfachung der konkreten Pfadsemantik

- Abstraktion und Abbildung auf ein Flussproblem (vgl. Abstrakte Semantik, VIII/20 ff)
- Flussprobleme sind mathematisch gut untersucht
- Im folgenden zwei Lösungswege: Timing Schema und IPET



Lösungsweg₁: Timing Schema

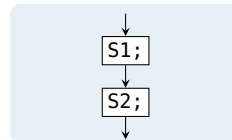
Eine einfache Form der Sammelsemantik (siehe Folie VIII/25)

Sequenzen \leadsto Hintereinanderausführung

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

Summation der WCETs:

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

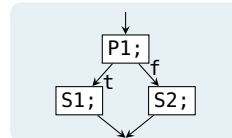


Verzweigung \leadsto Bedingte Ausführung

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

Maximale Gesamtausführungszeit:

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

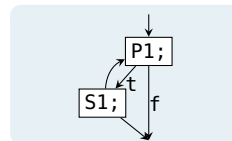


Schleifen \leadsto Wiederholte Ausführung

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

Schleifendurchläufe berücksichtigen:

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



Timing Schema: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

■ Eigenschaften

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

■ 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



Lösungsansatz₂: Implicit Path Enumeration Technique

⚠ Explizite Pfadanalyse ohne Vereinfachung nicht handhabbar

📖 **Lösungsansatz₂**: Nutzung impliziter Pfadaufzählungen \leadsto **Implicit Path Enumeration Technique (IPET)** [3]

■ **Vorgehen**: Transformation des Kontrollflussgraphen in ein ganzzahliges, lineares Optimierungsproblem (ILP)

- 1 Bestimmung des **Zeitanalysegraphen** aus dem Kontrollflussgraphen
- 2 Abbildung auf ein **lineares Optimierungsproblem**
- 3 Annotation von **Flussrestriktionen**
 - Nebenbedingungen im Optimierungsproblem
- 4 Lösung des Optimierungsproblems (z.B. mit Gurobi¹)

📖 Globale Vereinfachung des Graphen statt lokaler Aggregation

¹<http://gurobi.com/>

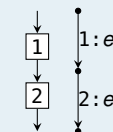
Der Zeitanalysegraph (engl. *timing analysis graph*)

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

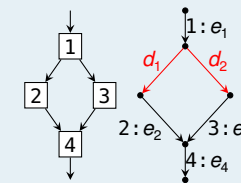
- Mit genau einer **Quelle** und einer **Senke**
- Jede Kante ist Bestandteil eines Pfads P von der Senke zur Quelle
- Jeder Kante wird ihre WCET e_i zugeordnet

⚠ Verzweigungen benötigen **Dummy-Kanten** d_i

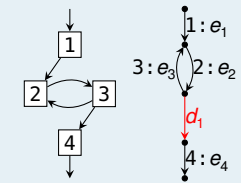
Sequenz



Verzweigung



Schleife



Graphentheorie annotiert Kosten klassischerweise **an Kanten**



Ganzzahliges Lineares Optimierungsproblem

📖 **Zielfunktion**: Maximierung des gewichteten Flusses

$$WCETe = \max_{(f_1, \dots, f_e)} \sum_{E_i \in \mathcal{E}} f_i e_i$$

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

📖 **Nebenbedingungen**: Garantieren tatsächlich mögliche Ausführungen

- **Flusserhaltung** für jeden Knoten des T-Graphen

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

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

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

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

IPET: Eigenschaften, Vor- und Nachteile

■ Betrachtet implizit alle Pfade des Kontrollflussgraphen

- Erzeugung des Zeitanalysegraphen
- Überführung in ganzzahliges lineares Optimierungsproblem

Vorteile

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

Nachteile

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



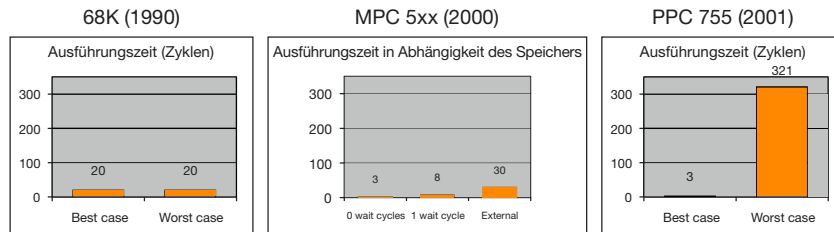
Ausführungszeit von Elementaroperationen

Die Crux mit der Hardware

Ausführungszeit von Elementaroperationen ist **essentiell**

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

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



Quelle: Christian Ferdinand [2]

Laufzeitbedarf ist hochgradig **Hardware-** und **kontextspezifisch**

WCET eines Code-Schnipsels?

Werte der Grundblöcke sind Eingabe für die Flussanalyse

Grundproblem: Ausführungszyklen von Instruktionen zählen

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

■ Ergebnis: $e_{\text{getop}} = 80$ Zyklen

■ Annahmen:

- Obere Schranke für jede Instruktion
- Obere Schranke der Sequenz durch Summation

Quelle: Peter Puschner [3]

Äußerst pessimistisch und **zum Teil falsch**

■ **Falsch** bei **Laufzeitanomalien**

- WCET der Sequenz > Summe der WCETs aller Instruktionen
- Allgemein: globale WCET > lokale WCET
- Nicht-deterministisches Verhalten im **Hardwaremodell** (verursacht durch Abstraktion)
- Beispiel: Pseudo-Round-Robin Cache-Ersetzungsstrategie

■ **Pessimistisch** für **moderne Prozessoren**

- Pipeline, Cache, Branch Prediction, Prefetching, ... haben großen Anteil an der verfügbaren Rechenleistung heutiger Prozessoren
- Blanke Summation einzelner WCETs ignoriert diese Maßnahmen

Hardware-Analyse

Hardware-Analyse teilt sich in verschiedene Phasen

- Aufteilung ist nicht dogmenhaft festgeschrieben

■ **Integration** von Pfad- und Cache-Analyse

1 Pipeline-Analyse

- Wie lange dauert die Ausführung der Instruktionssequenz?

2 Cache- und Pfad-Analyse sowie WCET-Berechnung

- Cache-Analyse wird direkt in das Optimierungsproblem integriert

■ **Separate** Pfad- und Cache-Analyse

1 Cache-Analyse

- kategorisiert Speicherzugriffe mittels abstrakter Interpretation/Datenflussanalyse

2 Pipeline-Analyse

- Ergebnisse der Cache-Analyse werden anschließend berücksichtigt

3 Pfad-Analyse und WCET-Berechnung

Gliederung

1 Speicherverbrauch

- Überblick
- Messbasierte Bestimmung
- Analytische Bestimmung

2 Ausführungszeit

- Überblick
- Messbasierte WCET-Analyse
- Statische WCET-Analyse

3 Zusammenfassung

Zusammenfassung

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



Literaturverzeichnis

- [1] Ferdinand, C. ; Heckmann, R. ; Franzen, B. :
Static memory and timing analysis of embedded systems code.
In: *Proceedings of the 3rd European Symposium on Verification and Validation of Software Systems*, 2007, S. 07–04
- [2] Ferdinand, C. ; Heckmann, R. ; Wolff, H.-J. ; Renz, C. ; Parshin, O. ; Wilhelm, R. :
Towards model-driven development of hard real-time systems.
In: *Model-Driven Development of Reliable Automotive Services*.
Springer, 2008, S. 145–160
- [3] Puschner, P. :
Zeitanalyse von Echtzeitprogrammen.
Treitlstr. 1-3/182-1, 1040 Vienna, Austria, Technische Universität Wien, Institut für Technische Informatik, Diss., 1993
- [4] Puschner, P. ; Huber, B. :
Zeitanalyse von sicherheitskritischen Echtzeitsystemen.
<http://ti.tuwien.ac.at/rts/teaching/courses/wcet>, 2012. –
Lecture Notes



Literaturverzeichnis (Forts.)

- [5] Regehr, J. ; Reid, A. ; Webb, K. :
Eliminating Stack Overflow by Abstract Interpretation.
In: *ACM Transactions on Embedded Computing Systems* 4 (2005), Nr. 4, S. 751–778.
<http://dx.doi.org/10.1145/1113830.1113833>. –
DOI 10.1145/1113830.1113833. –
ISSN 1539–9087
- [6] Ulbrich, P. :
Echtzeitsysteme.
http://www4.cs.fau.de/Lehre/WS16/V_EZS/, 2016
- [7] Weber-Wulff, D. :
More on German Train Problems.
<http://catless.ncl.ac.uk/Risks/17.02.html>.
Version:04 1995

