Verlässliche Echtzeitsysteme

WP-Kalkül

Fabian Scheler

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg
Lehrstuhl Informatik 4 (Verteilte Systeme und Betriebssysteme)

`www4.informatik.uni-erlangen.de`

05. Juni 2012

Gliederung

Fragestellungen

- Wie überprüft man benutzerdefinierte Korrektheitsbedingungen?
  - Astrée [3] oder Polyspace sind spezifisch für die Programmiersprache
    - $\leadsto$ die Bedingungen der Programmiersprache werden also eingehalten
    - $\leadsto$ aber ist das Programm dann auch korrekt?

☞ Design-by-Contract: Angabe von Vor- und Nachbedingungen

- Wie beschreibt man diese Verträge? $\leadsto$ Prädikatenlogik
- Wie leitet man daraus Korrektheitsaussagen ab? $\leadsto$ WP-Kalkül

☞ Beschreibung von Verträgen mit Hilfe von ACSL

- eine Annotationssprache für die Programmiersprache C
- implementiert im Verifikationswerkzeug Frama-C

Gliederung

Fehlersuche in C-Programmen

- Zur Erinnerung: diese Programm enthält diverse Fehler ...
  - Division durch 0, undefinierte Speicherzugriffe, Ganzzahlüberlauf

```c
unsigned int average(unsigned int *array,
                     unsigned int size)
{
  unsigned int temp = 0;

  for(unsigned int i = 0;i < size;i++) {
    temp += array[i];
  }

  return temp/size;
}
```

☞ Abstrakte Interpretation deckt diese Defekte auf
- Intervallanalyse erfasst z.B. ...
  - den Wert 0 für `size` ...
  - oder den möglichen Überlauf von `temp`

Ein korrekt(er)es C-Programm

- Wir können diese Fehler beheben!
  - zumindest für Spezialfälle ist dies offensichtlich

```
unsigned int average(unsigned int[16] array) {
  unsigned long long temp = 0;

  for(unsigned int i = 0;i < 16;i++) {
    temp += array[i];
  }

  return temp/20;
}
```

✓ Division durch 0 $\leadsto$ kann nicht mehr auftreten
✓ undefinierte Speicherzugriffe auf `array` $\leadsto$ kann nicht mehr auftreten
✓ Ganzzahlüberlauf in der Variable `temp` $\leadsto$ kann nicht mehr auftreten

☞ **Aber:** Ist diese Implementierung korrekt?
- mit Sicherheit nicht $\leadsto$ sie liefert einen vollkommen falschen Wert

☞ Wir müssen beschreiben, was wir von `average` erwarten!

Was der Entwickler wirklich will!

Frei nach der `libjustdoit`-Manier

- die Funktion `average` stellt Forderungen an den Aufrufer
  - das Feld `array` hat genau `size` korrekt initialisierte Elemente
    - insbesondere sind keine leeren Felder erlaubt (`size > 0`)
  - `temp` darf nicht überlaufen ⇒ `sum(array,size) <= ULONG_MAX`
  - $\leadsto$ das sind die **Vorbedingungen**
    - der Aufrufer von `average` muss sie sicherstellen
    - $\leadsto$ die Implementierung der Funktion kann sie ausnutzen

```c
unsigned int average(unsigned int *array,
                     unsigned int size) {
  unsigned long long temp = 0;
  for(unsigned int i = 0;i < size;i++) {
    temp += array[i];
  }
  return temp/size;
}
```

- `average` liefert den Durchschnittswert aller Elemente des Felds `array`
  - $\leadsto$ das ist die **Nachbedingung**
    - sie wird durch die Implementierung der Funktion garantiert
    - $\leadsto$ der Aufrufer von `average` kann diese Nachbedingung ausnutzen

Man ist vertraglich gebunden ...

- Zusicherungen (engl. *assertions*)
  - regeln das Verhältnis zwischen Aufrufer und Prozedur

  Vorbedingungen (engl. *preconditions*) P
  - werden vom Aufrufer erfüllt, in der Prozedur genutzt

  Nachbedingungen (engl. *postconditions*) Q
  - werden von der Prozedur erfüllt, vom Aufrufer genutzt
    - unter der Bedingung, dass die Vorbedingungen beim Prozeduraufruf gelten

  Invarianten (engl. *invariants*) I
  - gelten sowohl vor als auch nach dem Prozeduraufruf
    - eine zwischenzeitliche Verletzung innerhalb der Prozedur wird toleriert

- salopp formuliert, heißt das:
  - Prozeduraufrufe sind Anweisungen (engl. *statements*) $\leadsto$ Bezeichnung S

$$P \wedge I \wedge S \Rightarrow Q \wedge I$$

  - „nimmt man Vorbedingungen, Invarianten und die Prozedur zusammen, kommt man bei den Nachbedingungen und den Invarianten heraus“

Zusicherungen ... geht das einfach mit asserts?

- Vorbedingungen lassen sich durch `assert`-Anweisungen prüfen:

```c
unsigned int average(unsigned int *array,
                     unsigned int size) {
  unsigned long long temp = 0;
  assert(size > 0);

  for(unsigned int i = 0;i < size;i++) {
    assert(temp + array[i] <= ULONG_MAX);
    temp += array[i];
  }

  unsigned int result = temp/size;
  assert(result == average_2(array,size));

  return result;
}
```

- auch (Schleifen)invarianten lassen sich so handhaben

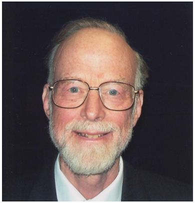
☞ problematisch sind vor allem Nachbedingungen

- Nachbedingungen werden deklarativ beschrieben
  - ⇝ in einer `assert`-Anweisung wird der Vergleichswert aber explizit konstruiert

⇝ Begrenzungen sind identisch zu klassischen Tests
  - – sinnvoll, um das Vorhandensein von Defekten zu demonstrieren, ...

Gliederung

Sir Charles Anthony Richard (C.A.R.) Hoare



1934	geboren in Colombo, Sri Lanka
ab 1956	Studium in Oxford und Moskau
ab 1960	Elliot Brothers
1968	Habilitation an der Queen's University of Belfast
ab 1977	Professor für Informatik (Oxford)

Auszeichnungen (Auszug)

1980	Turing Award
2000	Kyoto-Preis
2007	Friedrich L. Bauer Preis
2010	John-von-Neumann-Medaille

bekannte Werke (Auszug)

- Quicksort-Algorithmus [9]
- Hoare-Kalkül [10]
- Communicating Sequential Processes [11]

Wie gibt man Zusicherungen an?

- Zusicherungen werden als Formeln der Prädikatenlogik beschrieben

- üblicherweise gibt man sie als sog. Hoare-Triple an:

$$\{P\}\, S\, \{Q\}$$

  - P ist die Vorbedingung, Q die Nachbedingung, S ein Programmsegment
    - P und Q werden als Formeln der Prädikatenlogik beschrieben
  - Bedeutung: Falls P vor der Ausführung von S gilt, gilt Q danach
    - dies setzt vorraus, dass S terminiert
    - $\leadsto$ sonst ist keine Aussage über den folgenden Programmzustand möglich
  - $\leadsto$ partielle Korrektheit: die Terminierung muss gesondert bewiesen werden
    - man verwendet $\{P\}\, S\, \{\mathit{falsch}\}$ um auszudrücken, dass S nicht terminiert

Wie gibt man Zusicherungen an? (Forts.)

Am Beispiel der Funktion `int maximum(int a,int b)`

P : wahr

S :
```
int maximum(int a,int b) {
    int result = INT_MIN;

    if(a > b)
      result = a;
    else
      result = b;

    return result;
}
```

Q : result $\geq a \wedge$ result $\geq b$

- das Programmsegment ist die Implementierung der Funktion
- Vorbedingung P : **wahr**
  - ⇝ die Implementierung stellt keine Anforderungen an die Parameter
- Nachbedingung Q : result $\geq a \wedge$ result $\geq b$
  - ⇝ „offensichtliche“ Eigenschaft des zu berechnenden Ergebnisses
    - wie man dieses Ergebnis bestimmt, ist hier nicht von Belang

Wie überprüft man die Einhaltung der Zusicherungen?

- **Aufgabe:** Man muss „P, S und Q zusammenbringen"!

☞ Prädikattransformation (engl. *predicate transformer semantics*)
  - das Programmsegment S implementiert eine Transformation zwischen der Vorbedingung P und der Nachbedingung Q
    - entsprechende Transformationen existieren für alle Programmkonstrukte
    - Zuweisungen, Sequenzen, Verzweigungen, Schleifen, Funktionsaufrufe, ...

- stellen Strategien bereit, um Hoare-Triple $\{P\}\,S\,\{Q\}$ zu beweisen
  - eine Vorwärtsanalyse liefert die stärkste Nachbedingung $\mathrm{sp}(S, P)$
    - (engl. *strongest postcondition, sp*)
    - $\{P\}\,S\,\{Q\}$ gilt, genau dann wenn $\mathrm{sp}(S, P) \Rightarrow Q$ wahr ist
  - eine Rückwärtsanalyse liefert die schwächste Vorbedingung $wp(S, Q)$
    - (engl. *weakest precondition, wp*)
    - $\{P\}\,S\,\{Q\}$ gilt, genau dann wenn $P \Rightarrow \mathrm{wp}(S, Q)$ wahr ist

- Prädikattransformation basiert auf dem Hoare-Kalkül
  - beschreibt gewissermaßen die denotationelle Semantik eines Programms

Das Hoare-Kalkül

- ein formales System um Aussagen zur Korrektheit von Programmen zu treffen, die in imperativen Programmiersprachen verfasst sind
- es umfasst Axiome für ...
  - leere Anweisungen
  - Zuweisungen
- ... und Ableitungsregeln (bzw. Interferenzregeln) für
  - Sequenzen (bzw. Komposition) von Anweisungen
  - Auswahlen von Anweisungen
  - Iterationen von Anweisungen und
  - Konsequenz
- ist nicht vollständig und bezieht sich nur auf die partielle Korrektheit
  - andernfalls würde diese eine Lösung des Halteproblems bedeuten
  - Terminierung ist daher gesondert nachzuweisen

Axiome

- leere Anweisung **skip**

$$\frac{}{\{P\}\textbf{skip}\{P\}}$$

  - die leere Anweisung verändert den Programmzustand nicht

  $\leadsto$ falls P vor **skip** gilt, gilt es auch danach

- Zuweisung $\mathbf{x} = \mathbf{y}$

$$\frac{}{\{P\,[y/x]\}\mathbf{x} = \mathbf{y}\{P\}}$$

  - $P\,[y/x] \leadsto$ jedes Auftreten von y in P wird durch x ersetzt

  $\leadsto$ was vor der Zuweisung für y gilt, gilt nach der Zuweisung für x

  - Beispiel: $\{y > 100\}\texttt{x} = \texttt{y};\{x > 100\}$

$P : y > 100$
$S :$ `x = y;`
$Q : x > 100$

Sequenzregel

- für lineare Kompositionen $S_1; S_2$ zweier Segmente S_1 und S_2

$$\frac{\{P\}S_1\{Q\} \qquad \{Q\}S_2\{R\}}{\{P\}S_1; S_2\{R\}}$$

  - falls S_1 die Vorbedingung für S_2 erzeugt, können sie verkettet werden
  - im Anschluss an S_2 hat dessen Nachbedingung R Bestand

- Beispiel:

$$\frac{\{y+1=43\}\texttt{x = y + 1;}\{x=43\} \qquad \{x=43\}\texttt{z = x;}\{z=43\}}{\{y+1=43\}\texttt{x = y + 1; z = x;}\{z=43\}}$$

$P: y+1=43$		$P: y+1=43$
S_1 :`x = y + 1;`		S_1 :`x = y + 1;` S_2 :`z = x;`
$Q: x=43$	$\vdash$	$Q: z=43$
$Q: x=43$		
S_2 :`z = x;`		
$R: z=43$		

Auswahlregel

Wie behandelt man Verzweigungen in `if-else`-Anweisungen?

- zwei alternative Programmsegmente S_1 und S_2
  - diese werden durch eine Bedingung B unterschieden
  - eingangs gilt in beiden Zweigen die Vorbedingung P
    - sie und B ist Basis für die Vorbedingungen für S_1 und S_2
    - $P_1 = P \wedge B$ und $P_2 = P \wedge \neg B$
  - die Nachbedingung setzt sich aus denen für S_1 und S_2 zusammen

P : **wahr**
S : `if (a > b) result = a; else result = b;`
Q : ???

$\Rightarrow$

P : **wahr**
S_0 : `if (a > b)`
$P_1 : a > b$
S_1 : `result = a; else`
$Q_1 : \text{result} \geq a \wedge \text{result} > b$
$P_2 : \neg(a > b) = b \geq a$
S_2 : `result = b;`
$Q_2 : \text{result} \geq b \wedge \text{result} \geq a$
$Q : \text{result} \geq a \wedge \text{result} \geq b$

Auswahlregel (Forts.)

- die Nachbedingungen Q_1 und Q_2 für S_1 und S_2 lassen sich mit den hier vorgestellten Regeln in Abhängigkeit von P_1 und P_2 ableiten
  - ermöglicht eine Vorgehensweise nach dem Schema Divide & Conquer
  - zerlege komplexer Programmsegmente betrachte sie einzeln

- Ableitungsregel:

$$\frac{\{P \land B\} S_1 \{Q\} \qquad \{P \land \neg B\} S_2 \{Q\}}{\{P\}\ \textbf{if}\ B\ \textbf{then}\ S_1\ \textbf{else}\ S_2\ \{Q\}}$$

Iterationsregel

- Wir möchten das Maximum über ein Feld aus Ganzzahlen bilden!
  - ohne Iteration ist dies bei einer unbekannten Feldgröße nicht möglich
    - Rekursion wäre natürlich eine Lösung, die ohne Iteration auskommt
    - sie ist jedoch mit denselben Problemen behaftet ...

```c
int maximuma(int *array,int size) {
  int result = INT_MIN;

  for(int i = 0;i < size;i++)
    result = maximum(array[i],result);

  return result;
}
```

- Ableitungsregel:

$$\frac{\{I \wedge B\} S \{I\}}{\{I\}\ \textbf{while}\ B\ \textbf{do}\ S\ \textbf{done}\ \{I \wedge \neg B\}}$$

  - B ist die Laufbedingung der Schleife, I ihre Schleifeninvariante
    - I gilt vor, während und nach der Ausführung der Schleife
    - ein geeignetes I manuell zu wählen ist die Kunst
  - partielle Korrektheit $\leadsto$ anderweitiger Terminierungsbeweis notwendig!

Iterationsregel (Forts.)

S_0 : `int result = INT_MIN;`

P_1 : I

S_1 : `for(int i = 0;i < size;i++)`

P_2 : I

S_2 : `  result = maximum(array[i],result);`

Q_2 : I

Q_3 : I

- Wo gilt die Schleifeninvariante? Sie gilt
  - vor der Ausführung der Schleife
  - vor und nach Ausführung des Schleifenrumpfes
  - sowie nach Beendigung der Schleife

Iterationsregel (Forts.)

S_0 : `int result = INT_MIN;`

$P_1 : \forall 0 \leq j < i : \text{result} \geq \text{array[j]}$

S_1 : `for(int i = 0;i < size;i++)`

$P_2 : \forall 0 \leq j < i : \text{result} \geq \text{array[j]}$

S_2 : `result = maximum(array[i],result);`

$Q_2 : \forall 0 \leq j < i : \text{result} \geq \text{array[j]}$

$Q_3 : \forall 0 \leq j < i : \text{result} \geq \text{array[j]}$

- Wie lautet die Schleifeninvariante?
  - eine explizit sichtbare Laufvariable hilft bei ihrer Formulierung
  - `result` enthält immer den größten, bereits betrachteten Wert

$\leadsto$ Schleifenbedingung $I = \forall 0 \leq j < i : \text{result} \geq \text{array[j]}$

Iterationsregel (Forts.)

S_0 : `int result = INT_MIN;`

$P_1 : \forall 0 \leq j < i : \text{result} \geq \text{array[j]}$

S_1 : `for(int i = 0;i < size;i++)`

$P_2 : \forall 0 \leq j < i : \text{result} \geq \text{array[j]} \wedge i < size$

S_2 : `result = maximum(array[i],result);`

$Q_2 : \forall 0 \leq j < i : \text{result} \geq \text{array[j]}$

$Q_3 : \forall 0 \leq j < i : \text{result} \geq \text{array[j]} \wedge i \geq size$

- Wie lautet die Laufbedingung der Schleife und wo gilt sie?
  - sie gilt vor der Ausführung des Schleifenrumpfs
  - sie gilt nicht mehr nach der Schleife
  - sie lässt sich direkt aus der `for`-Anweisung ablesen $\rightsquigarrow B = i < size$

Iterationsregel (Forts.)

P : **wahr**
S_0 : `int result = INT_MIN;`
Q_1 : result $=$ INT_MIN

$$\Downarrow$$

P_1 : $\forall 0 \leq j < i$: result $\geq$ array[j]
S_1 : `for(int i = 0;i < size;i++)`
P_2 : $\forall 0 \leq j < i$: result $\geq$ array[j] $\wedge\, i < size$
S_2 : `result = maximum(array[i],result);`
Q_2 : $\forall 0 \leq j < i$: result $\geq$ array[j]
Q_3 : $\forall 0 \leq j < i$: result $\geq$ array[j] $\wedge\, i \geq size$

$$\Downarrow$$

Q : $\forall 0 \leq i <$ size : $result \geq$ array[i]

- Wie verknüpft man nun die Schleife mit dem Rest des Programms?
  - generalisierte Beschreibung der Schleife: $\{P\}$ **while** B **do** S **done** $\{Q\}$
  - I folgt aus der Vorbedingung P
  - Q folgt aus dem Abbruchkriterium der Schleife $I \wedge \neg B$

Iterationsregel (Forts.)

- Vorgehen beim Anwenden der Iterationsregel

1. Finde eine geeignete Schleifeninvariante I
   - häufig dient der zu berechnene mathematische Term als Invariante
   - die Laufvariable ist eine weitere Konstruktionshilfe
   - hilfreich ist dessen geschlossene Darstellung, falls sie existiert
   - z. B. itertative Bestimmung der Fakultät, Fibonacci-Zahlen, ...
2. Weise nach, dass I aus der Vorbedingung P folgt: $P \Rightarrow I$
   - im wesentlichen eine Anwendung der Konsequenzregel (s. Folie VI/23)
3. Zeige die Invarianz der Invariante: $\{P \wedge I\}S\{I\}$
   - vollständiger Induktion, falls der Wertebereich der Laufvariable geeignet ist
4. Beweise, dass die Invariante die Nachbedingung impliziert: $I \wedge \neg B \Rightarrow Q$
   - im wesentlichen eine Anwendung der Konsequenzregel (s. Folie VI/23)

Konsequenzregel

- manchmal ist eine Anpassung der Vor-/Nachbedingung erforderlich
  - z. B. aus technischen Gründen, falls die Vorbedingung $P =$ **wahr** ist
  - ansonsten lässt sich keine sinnvolle Beweiskette aufbauen
- formalisiert wird dies durch die Konsequenzregel

$$\frac{P' \Rightarrow P \qquad \{P\}S\{Q\} \qquad Q \Rightarrow Q'}{\{P'\}S\{Q'\}}$$

  - P' ist eine Verstärkung der Vorbedingung P
    - Verstärkungen sind z. B. das Hinzufügen konjunktiv verknüpfter Terme, ...
  - Q' ist eine Abschwächung der Nachbedingung Q
    - Abschwächungen sind invertierte Verstärkungen
- die allgemeine Iterationsregel ist eine Anwendung hiervon

$$\frac{P \Rightarrow I \qquad \{I\}\,\textbf{while}\,B\,\textbf{do}\,S\,\textbf{done}\,\{I \wedge \neg B\} \qquad I \wedge \neg B \Rightarrow Q}{\{P\}\,\textbf{while}\,B\,\textbf{do}\,S\,\textbf{done}\,\{Q\}}$$

Gliederung

Edger W. Dijkstra

(©Hamilton Richards 2002)

1930	geboren in Rotterdam
ab 1948	Studium an der Universität Leiden
ab 1962	Mathematikprofessor in Eindhoven
ab 1973	*Research Fellow* der Burroughs Corperation
ab 1984	Informatikprofessor in Austin, Texas
1999	Emeritierung
2002	verstorben in Nuenen

Auszeichnungen (Auszug)

1972	Turing Award
1982	Computer Pioneer Award
2002	Dijkstra-Preis

bekannte Werke (Auszug)

- Dijkstra-Algorithmus [5]
- Semaphore [8]
- „GOTO considered harmful“ [6]

WP-Kalkül [7]

- bestimmt die schwächste notwendige Vorbedingung $wp(S, Q)$
  - für ein gegebenes imperatives Programmsegment S
  - um die ebenfalls gegebene Nachbedingung Q sicherzustellen
  - dieser Sachverhalt wird beschrieben durch: $P \Rightarrow wp(S, Q)$
    - Lässt sich die schwächste notwendige Vorbedingung $wp(S, Q)$ aus der gegeben Vorbedingung P folgern?

- das WP-Kalkül ist eine Rückwärtsanalyse
  - sie beginnt mit der Nachbedingung und durchläuft das Programmsegment in umgekehrter Reihenfolge
  - „sozusagen“ umgekehrter Einsatz der Regeln des Hoare-Kalküls

- jeder Anweisung wird eine Prädikattransformation zugewiesen
  - Abbildung: Nachbedingung $\mapsto$ notwendige schwächste Vorbedingung

$\rightsquigarrow$ eine rückwärtige symbolisch Ausführung des Programmsegments

Axiome und Sequenzregel

Die restlichen Regeln gleichen ebenfalls denen des Hoare-Kalküls

- Axiome für die Anweisungen **skip** und **abort**

  $$wp(\textbf{skip}, Q) = \textbf{wahr} \qquad wp(\textbf{abort}, Q) = \textbf{falsch}$$

  - **skip** ist die leere Anweisung, **abort** schlägt immer fehl
- Zuweisungsaxiom

  $$wp(x = y, Q) = Q[x/y]$$

  - in der Nachbedingung ersetzt man alle freien Vorkommen von x durch y
    - Dualität von WP-Kalkül und Hoare-Kalkül ist offensichtlich
    - im Hoare-Kalkül (s. Folie VI/16) wird y in der Vorbedingung durch x ersetzt
- Sequenzregel

  $$wp(S_1; S_2, Q) = wp(S_1, wp(S_2, Q))$$

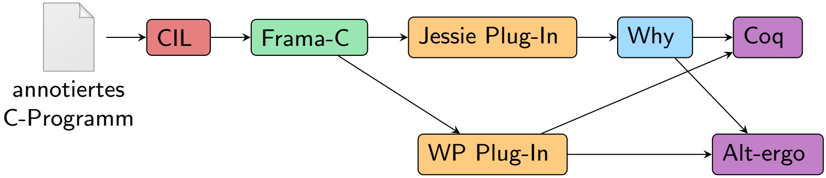
  - die schwächste Vorbedingung $wp(S_2, Q)$ dient als Nachbedingung für S_1
    - auch hier ist die Verwandtschaft zum Hoare-Kalkül unverkennbar
    - dort war $sp(S_1, P)$ die Vorbedingung für S_2 (s. Folie VI/17)

Gliederung

Überblick

- Frama-C [2] ist ein Rahmen (engl. *framework*) für statische Analysen
  - Fokussierung auf die Programmiersprache C
  - stellt grundlegende Dienste für Analysen bereit
    - Analyse und Transformation von C-Programmen mithilfe des abstrakten Syntaxbaums (engl. *abstract syntax tree, AST*) basierend auf CIL [12]
    - Analyse und Transformation von ACSL-Annotationen basierend auf CIL
    - Integration von Algorithmen und Verbänden für abstrakte Interpretation
    - Verwaltung der Speicherzustände von C-Programmen
- Analysen werden durch Plug-Ins implementiert
  - Intervallanalyse, Program Slicing, Metriken, WP-Kalkül, ...
  - Plug-Ins arbeiten kooperativ
    - sie können gegenseitig auf Ergebnisse zugreifen
  - $\rightsquigarrow$ wähle das am besten geeignete Plug-In für die Verifikation einer Eigenschaft
  - $\rightsquigarrow$ verwende diese Ergebnisse für die Verifikation anderer Eigenschaften
- Austauschformat: ANSI/ISO C Specification Language (ACSL) [1]
  - Annotationssprache um Zusicherungen für C-Programm zu beschreiben

WP-Kalkül in Frama-C



1. alles fängt mit einem annotierten C-Programm an
2. dieses wird von in CIL für Frama-C in einen AST transformiert
3. die Plug-Ins Jessie und WP [4] implementieren das WP-Kalkül
   - Jessie konvertiert das C-Programm zunächst in ein Why-Programm
     - dieses bestimmt dann die schwächste Vorbedingung
     - und versucht sie mithilfe von Theorembeweisern zu verifizieren
   - das WP Plug-In hingegen erzeugt die schwächste Vorbedingung direkt
     - im Gegensatz zu Jessie lassen sich seine Ergebnisse weiterverwenden
     - es ist aber noch nicht so ausgereift wie Jessie

Beispiel: `int maximum(int a,int b)`

```
/*@ ensures \result >= a && \result >= b; */
int maximum(int a,int b) {
  int result = INT_MIN;

  if(a > b) result = a;
  else result = b;

  return result;
}
```

- `ensures` kennzeichnet einzuhaltende Nachbedingungen
  - das Ergebnis muss mindestens so groß sein wie `a` bzw. `b`

```
/*@ requires \valid(a) && \valid(b);
    ensures \result >= *a && \result >= *b; */
int maximum(int *a,int *b) {
  int result = INT_MIN;

  if(*a > *b) result = *a;
  else result = *b;

  return result;
}
```

- `requires` kennzeichnet geforderte Vorbedingungen
  - die Zeiger `a` bzw. `b` müssen auf gültige Speicherstellen deuten

Gliederung

Grenzen des WP-Kalküls

- Betrachte erneut eines der Beispiele auf Folie VI/31
  - diesmal aber in leicht abgewandelter Form

```
/*@ ensures \result >= a && \result >= b; */
int maximum(int a,int b) {
  int result = INT_MIN;

  if(a > b) result = a;
  else result = b;

  return INT_MAX;
}
```

- die Nachbedingung wird ohne Zweifel erfüllt
  - im Sinne des Erfinders ist dies aber bestimmt nicht

☞ die Nachbedingung ist nicht stark genug, sie ist unvollständig

⇝ Frage: Wann ist eine Nachbedingung vollständig?

⇝ Frage: Wie vollständig kann bzw. darf eine Nachbedingung sein?

  – eine Frage, die sich nicht eindeutig und allgemein klären lässt

Grenzen des WP-Kalküls (Forts.)

- Manches lässt sich mit Prädikatenlogik nicht gut beschreiben
  - zeitliche Abfolgen: vor Funktion `foo()` muss `bar()` aufgerufen werden
    - explizite Modellierung über Signalvariablen wird notwendig
  - Nebenläufigkeit und Synchronisation, Zeitschranken, ...
- Prädikatenlogische Ausdrücke werden sehr schnell sehr komplex
  - es kommen implizit Bedingungen durch die C-Semantik hinzu
    - Wertebereiche, Funktionsaufrufe, Parametersemantik, Zeigerarithmetik, ...

  $\leadsto$ ... etwaige Fehlermeldungen sind sehr schwer zu lesen
- Hier und heute wurden nur partielle Korrektheitsbeweise betrachtet!

  $\leadsto$ Terminierungsbeweise müssen separat erbracht werden!

  $\leadsto$ Solche Terminierungsbeweise sind mitunter aber sehr schwierig!
- unvollständige Hintergrundtheorie der prädikatenlogischen Formeln
  - sie beschreibt die Semantik der einzelnen Aussagen in diesen Formeln
    - z. B. prädikatenlogische Ausdrücke über linearen arithmetischen Termen

Gliederung

Zusammenfassung

Funktionale Programmeigenschaften $\mapsto$ Zusicherungen

- Vorbedingungen, Nachbedingungen und Invarianten
- beschrieben durch Ausdrücke der Prädikatenlogik

Prädikatentransformation $\leadsto$ symbolische Ausführung

- bildet Semantik durch Transformation von Zusicherungen nach
- strongest postcondition, weakest precondition

Hoare-Kalkül $\leadsto$ deduktive Ableitung von Nachbedingungen

- Hoare-Tripel, Axiome für leere Anweisungen und Zuweisungen
- Ableitungsregeln für Sequenzen, Verzweigungen und Iterationen
- Konsequenzregel passt Vor-/Nachbedingungen an

WP-Kalkül $\mapsto$ „Hoare-Kalkül rückwärts“

- wird von Frama-C in den Plug-Ins WP und Jessie implementiert

Grenzen des WP-Kalküls

Literaturverzeichnis

[1] Baudin, P. ; Cuoq, P. ; Filliâtre, J. ; Marché, C. ; Monate, B. ; Moy, Y. ; Prevosto, V. :
ACSL: ANSI/ISO C Specification Language. Preliminary Design (version 1.5).
http://frama-c.com/download/acsl_1.5.pdf, 2011

[2] Correnson, L. ; Cuoq, P. ; Kirchner, F. ; Prevosto, V. ; Puccetti, A. ; Signoles, J. ; Yakobowski, B. :
Frama-C User Manual.
http://frama-c.com/download/frama-c-user-manual.pdf, 2011

[3] Cousot, P. ; Cousot, R. ; Feret, J. ; Mauborgne, L. ; Miné, A. ; Monniaux, D. ; Rival, X. :
The ASTREÉ Analyzer.
In: Sagiv, S. (Hrsg.): *Proceedings 14th European Symposium on Programming (ESOP '05)* Bd. 3444.
Heidelberg, Germany : Springer-Verlag, Apr. 2005 (Lecture Notes in Computer Science). –
ISBN 3–540–25435–8, S. 21–30

Literaturverzeichnis (Forts.)

[4] Cuoq, P. ; Monate, B. ; Pacalet, A. ; Prevosto, V. :
Functional dependencies of C functions via weakest pre-conditions.
In: *International Journal on Software Tools for Technology Transfer* 13 (2011), S. 405–417.
http://dx.doi.org/10.1007/s10009-011-0192-z. –
DOI 10.1007/s10009–011–0192–z. –
ISSN 1433–2779

[5] Dijkstra, E. W.:
A note on two problems in connexion with graphs.
In: *Numerische Mathematik* 1 (1959), S. 269–271

[6] Dijkstra, E. W.:
Letters to the editor: go to statement considered harmful.
In: *Communications of the ACM* 11 (1968), März, Nr. 3, S. 147–148.
http://dx.doi.org/10.1145/362929.362947. –
DOI 10.1145/362929.362947. –
ISSN 0001–0782

Literaturverzeichnis (Forts.)

[7] Dijkstra, E. W.:
Guarded commands, nondeterminacy and formal derivation of programs.
In: *Communications of the ACM* 18 (1975), Aug., Nr. 8, S. 453–457.
http://dx.doi.org/10.1145/360933.360975. –
DOI 10.1145/360933.360975. –
ISSN 0001–0782

[8] Dijkstra, E. W.:
Cooperating Sequential Processes / Technische Universiteit Eindhoven.
Version: 1965.
http://www.cs.utexas.edu/users/EWD/ewd01xx/EWD123.PDF.
Eindhoven, The Netherlands, 1965. –
Forschungsbericht. –
(Reprinted in *Great Papers in Computer Science*, P. Laplante, ed., IEEE Press, New York, NY, 1996)

[9] Hoare, C. A. R.:
Algorithm 64: Quicksort.
In: *Communications of the ACM* 4 (1961), Jul., Nr. 7, S. 321–.
http://dx.doi.org/10.1145/366622.366644. –
DOI 10.1145/366622.366644. –
ISSN 0001–0782

Literaturverzeichnis (Forts.)

[10] Hoare, C. A. R.:
An axiomatic basis for computer programming.
In: *Communications of the ACM* 12 (1969), Okt., Nr. 10, S. 576–580.
http://dx.doi.org/10.1145/363235.363259. –
DOI 10.1145/363235.363259. –
ISSN 0001–0782

[11] Hoare, C. :
Communicating Sequential Processes.
In: *Communications of the ACM* 21 (1978), Aug., Nr. 8, S. 666–677

[12] Necula, G. C. ; McPeak, S. ; Rahul, S. P. ; Weimer, W. :
CIL: Intermediate Language and Tools for Analysis and Transformation of C Programs.
In: Horspool, R. N. (Hrsg.): *Proceedings of the 11th International Conference on Compiler Construction (CC '02)* Bd. 2304.
Springer-Verlag : Springer-Verlag, Apr. 2002 (Lecture Notes in Computer Science). –
ISBN 3–540–43369–4, S. 213–228