

Verlässliche Echtzeitsysteme

Programmfehler und Verifikation funktionaler Eigenschaften

Peter Ulbrich

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg
Lehrstuhl Informatik 4 (Verteilte Systeme und Betriebssysteme)
www4.informatik.uni-erlangen.de

12. Mai 2015





Erster Schritt: Abwesenheit von **Laufzeitfehlern** beweisen

- Abstrakte Interpretation des Programmcodes \leadsto Abstrakte Semantik
- Weitgehend automatisierbar für **nicht-funktionale** Eigenschaften
- Salopp: Verlässlichkeit von C auf das Niveau einer typsicheren Sprache bringen



Verifikation **funktionaler** Eigenschaften: **Design-by-Contract**

- Grundlage: Zusagen in Form von **Vor- und Nachbedingungen**
- Wie beschreibt man diese **Verträge**? \leadsto **Prädikatenlogik**
- Wie leitet man daraus Korrektheitsaussagen ab? \leadsto **Hoare- / WP-Kalkül**



Beschreibung von Verträgen mit Hilfe von **Annotationen**

- Beispielsweise durch eine Erweiterung der Programmiersprache
- Überprüft mithilfe eines Verifikationswerkzeugs



1 Übersicht

2 Laufzeitfehler

3 Design-by-Contract

- Problemstellung
- Grundlagen
- Hoare-Kalkül
- WP-Kalkül

4 Zusammenfassung




- **Generell:** Undefiniertes Verhalten in C hat Seiteneffekte!
- Undefiniert mit **ungewissem** Ausgang
 - Fehlerhafte Zugriffe, Überschreitung von Array-Grenzen, hängende Zeiger, ...
 - Ausnahmen durch Division durch 0, Gleitkommaoperation-Fehler, ...

~> Abbruch der Analyse
- Undefiniert mit **vorhersagbarem** Ausgang
 - Ganzzahlüberlauf
 - Fehlerhafte Verschiebungen (\ll, \gg), Typumwandlung, ...

~> Analyse muss auf mögliche Ausgänge hin ausgedehnt werden



- **Generell:** Undefiniertes Verhalten in C hat Seiteneffekte!
 - Undefiniert mit **ungewissem** Ausgang
 - Fehlerhafte Zugriffe, Überschreitung von Array-Grenzen, hängende Zeiger, ...
 - Ausnahmen durch Division durch 0, Gleitkommaoperation-Fehler, ...~> Abbruch der Analyse
 - Undefiniert mit **vorhersagbarem** Ausgang
 - Ganzzahlüberlauf
 - Fehlerhafte Verschiebungen (\ll, \gg), Typumwandlung, ...~> Analyse muss auf mögliche Ausgänge hin ausgedehnt werden
-  **Externes Wissen** kann der Analyse helfen
- Wertebereich einschränken
 - Anwendungsspezifisches Wissen (Algorithmus behandelt Überlauf)
- ~>
- Präzision**
- der Analyse steuern



```
1  int main()
2  {
3      unsigned int flag = 0;
4      float x=0.0, y=0.0;
5
6      for (unsigned int i = 0, i<10, i++) {
7          if (flag) {
8              x += x/y;
9          } else {
10             flag = 1; x = 1.0; y = 2.0;
11         }
12     }
13 }
```

- Pfadpräfixe (s. V/20 ff) abstrahieren von den Schleifendurchläufen
 - Der Schleifenrumpf wird im Extremfall auf einen Pfad reduziert
 - $i = [0, 9]$, $\text{flag} = [0, 1]$, $y = [0, 2.0]$



```
1  int main()
2  {
3      unsigned int flag = 0;
4      float x=0.0, y=0.0;
5
6      for (unsigned int i = 0, i<10, i++) {
7          if (flag) {
8              x += x/y;
9          } else {
10             flag = 1; x = 1.0; y = 2.0;
11         }
12     }
13 }
```

■ Pfadpräfixe (s. V/20 ff) abstrahieren von den Schleifendurchläufen

- Der Schleifenrumpf wird im Extremfall auf einen Pfad reduziert
- $i = [0, 9]$, $\text{flag} = [0, 1]$, $y = [0, 2.0]$

☞ Ausrollen liefert zusätzliche Informationen

- Unterscheidung in ersten und zweiten Durchlauf verhindert den Fehlalarm
- **1)** $i = 0$, $\text{flag} = 0$ **2)** $i = [1, 9]$, $\text{flag} = 1$, $y = 2.0$
- Erhöht jedoch die Kosten dramatisch (vgl. Pfadabdeckung IV/16)



Beispiel: Partitionierung

```
1 unsigned int foo(int cond) {  
2     if (cond) {  
3         x = 10;  
4         y = 5;  
5     } else {  
6         x = 20;  
7         y = 16;  
8     }  
9     return x - y;  
10 }
```

- Sammelsemantik (s. V/15 ff) fasst Pfade zusammen
 - Hier kann der Unterlauf nicht ausgeschlossen werden
- ↪ Rückgabewert = $[-6, 15]$



Beispiel: Partitionierung

```
1 unsigned int foo(int cond) {  
2     if (cond) {  
3         x = 10;  
4         y = 5;  
5     } else {  
6         x = 20;  
7         y = 16;  
8     }  
9     return x - y;  
10 }
```

■ Sammelsemantik (s. V/15 ff) fasst Pfade zusammen

- Hier kann der Unterlauf nicht ausgeschlossen werden

↪ Rückgabewert = $[-6, 15]$

👉 Selektive Partitionierung des Kontrollflusses

- Weist die Analyse an, Pfade getrennt zu verfolgen
- **cond**: Rückgabewert = 5, **!cond**: Rückgabewert = 4
- Wiederrum auf Kosten der Komplexität



1 Übersicht

2 Laufzeitfehler

3 Design-by-Contract

- Problemstellung
- Grundlagen
- Hoare-Kalkül
- WP-Kalkül

4 Zusammenfassung



- Diese Programm enthält diverse Fehler ...
 - Division durch 0, undefinierte Speicherzugriffe, Ganzzahlüberlauf

```
1 unsigned int average(unsigned int *array,  
2                     unsigned int size)  
3 {  
4     unsigned int temp = 0;  
5  
6     for(unsigned int i = 0; i < size; i++) {  
7         temp += array[i];  
8     }  
9  
10    return temp/size;  
11 }
```



Abstrakte Interpretation deckt diese Defekte auf

- Intervallanalyse erfasst z.B. ...
 - Den Wert 0 für size ...
 - Oder den möglichen Überlauf von temp



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

```
1 unsigned int average(unsigned int [16] array) {  
2     unsigned long long temp = 0;  
3  
4     for(unsigned int i = 0; i < 16; i++) {  
5         temp += array[i];  
6     }  
7  
8     return temp/20;  
9 }
```



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

```
1 unsigned int average(unsigned int [16] array) {
2     unsigned long long temp = 0;
3
4     for(unsigned int i = 0; i < 16; i++) {
5         temp += array[i];
6     }
7
8     return temp/20;
9 }
```

👉 **Aber:** Ist diese Implementierung korrekt?

- Mit Sicherheit nicht \leadsto sie liefert einen vollkommen falschen Wert

👉 Wir müssen beschreiben, was wir von average erwarten!



```
1 unsigned int average(unsigned int *array,  
2                       unsigned int size) {  
3     unsigned long long temp = 0;  
4     for(unsigned int i = 0; i < size; i++) {  
5       temp += array[i];  
6     }  
7     return temp/size;  
8 }
```

- average liefert den Durchschnittswert aller Elemente des Felds array



```
1 unsigned int average(unsigned int *array,  
2                       unsigned int size) {  
3     unsigned long long temp = 0;  
4     for(unsigned int i = 0; i < size; i++) {  
5       temp += array[i];  
6     }  
7     return temp/size;  
8 }
```

- average liefert den Durchschnittswert aller Elemente des Felds array
 - ↪ das ist die **Nachbedingung**
 - Sie wird durch die Implementierung der Funktion garantiert
 - ↪ der Aufrufer von average kann diese Nachbedingung ausnutzen



- 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 $\Rightarrow \text{sum}(\text{array}, \text{size}) \leq \text{ULONG_MAX}$

```
1 unsigned int average(unsigned int *array,  
2                     unsigned int size) {  
3     unsigned long long temp = 0;  
4     for(unsigned int i = 0; i < size; i++) {  
5         temp += array[i];  
6     }  
7     return temp/size;  
8 }
```

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



- 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 $\Rightarrow \text{sum}(\text{array}, \text{size}) \leq \text{ULONG_MAX}$
- ~> das sind die **Vorbedingungen**
 - Der Aufrufer von `average` muss sie sicherstellen
 - ~> die Implementierung der Funktion kann sie ausnutzen

```
1 unsigned int average(unsigned int *array,  
2                     unsigned int size) {  
3     unsigned long long temp = 0;  
4     for(unsigned int i = 0; i < size; i++) {  
5         temp += array[i];  
6     }  
7     return temp/size;  
8 }
```

- `average` liefert den Durchschnittswert aller Elemente des Felds `array`
- ~> das ist die **Nachbedingung**
 - Sie wird durch die Implementierung der Funktion garantiert
 - ~> der Aufrufer von `average` kann diese Nachbedingung ausnutzen



Man ist vertraglich gebunden ...

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



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



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:

```
1 unsigned int average(unsigned int *array,  
2                     unsigned int size) {  
3     unsigned long long temp = 0;  
4     assert(size > 0);  
5  
6     for(unsigned int i = 0; i < size; i++) {  
7  
8         temp += array[i];  
9     }  
10  
11     unsigned int result = temp/size;  
12  
13  
14     return result;  
15 }
```



Zusicherungen ... geht das einfach mit asserts?

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

```
1 unsigned int average(unsigned int *array,  
2                     unsigned int size) {  
3     unsigned long long temp = 0;  
4     assert(size > 0);  
5  
6     for(unsigned int i = 0; i < size; i++) {  
7         assert(temp <= ULONG_MAX - array[i]);  
8         temp += array[i];  
9     }  
10  
11     unsigned int result = temp/size;  
12  
13  
14     return result;  
15 }
```

- auch **(Schleifen)invarianten** lassen sich so handhaben



Zusicherungen ... geht das einfach mit asserts?

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

```
1 unsigned int average(unsigned int *array,  
2                     unsigned int size) {  
3     unsigned long long temp = 0;  
4     assert(size > 0);  
5  
6     for(unsigned int i = 0; i < size; i++) {  
7         assert(temp <= ULONG_MAX - array[i]);  
8         temp += array[i];  
9     }  
10  
11     unsigned int result = temp/size;  
12     assert(result == average_2(array, size));  
13  
14     return result;  
15 }
```

- auch **(Schleifen)invarianten** lassen sich so handhaben

☞ problematisch sind vor allem **Nachbedingungen**

- Nachbedingungen werden **deklarativ** beschrieben

~ In assert-Anweisung wird der Wert typischerweise explizit **konstruiert**

~ Begrenzungen sind identisch zu klassischen Tests

- Sinnvoll, um das Vorhandensein von Defekten zu demonstrieren, ...



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

Ein Informatik-Pionier: Leben und Wirken



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 [5]

■ Hoare-Kalkül [6]

■ Communicating Sequential
Processes [7]



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 voraus, **dass S terminiert**
 - ↪ sonst ist keine Aussage über den folgenden Programmzustand möglich
- ↪ **partielle Korrektheit**: die Terminierung muss gesondert bewiesen werden
 - Man verwendet $\{P\} S \{falsch\}$ um auszudrücken, dass S nicht terminiert



Wie gibt man Zusicherungen an? (Forts.)

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

```
S: int maximum(int a, int b) {  
    int result = INT_MIN;  
  
    if(a > b)  
        result = a;  
    else  
        result = b;  
  
    return result;  
}
```

- Das **Programmsegment** ist die Implementierung der Funktion



Wie gibt man Zusicherungen an? (Forts.)

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

$P : \text{wahr}$

```
S: int maximum(int a, int b) {  
    int result = INT_MIN;  
  
    if(a > b)  
        result = a;  
    else  
        result = b;  
  
    return result;  
}
```

- Das **Programmsegment** ist die Implementierung der Funktion
- **Vorbedingung** $P : \text{wahr}$
 - ↪ die Implementierung stellt keine Anforderungen an die Parameter



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 : $\text{result} \geq a \wedge \text{result} \geq b$

- Das **Programmsegment** ist die Implementierung der Funktion
- **Vorbedingung** P : **wahr**
 - ↪ die Implementierung stellt keine Anforderungen an die Parameter
- **Nachbedingung** Q : $\text{result} \geq a \wedge \text{result} \geq b$
 - ↪ „offensichtliche“ Eigenschaft des zu berechnenden Ergebnisses



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 : $\text{result} \geq a \wedge \text{result} \geq b$

- Das **Programmsegment** ist die Implementierung der Funktion
- **Vorbedingung** P : **wahr**
 - ↪ die Implementierung stellt keine Anforderungen an die Parameter
- **Nachbedingung** Q : $\text{result} \geq a \wedge \text{result} \geq b$
 - ↪ „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“!



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, ...



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** $sp(S, P)$
 - (engl. *Strongest postcondition, sp*)
 - $\{P\} S \{Q\}$ gilt, genau dann wenn $sp(S, P) \Rightarrow Q$ wahr ist
 - Eine Rückwärtsanalyse liefert die **schwächste Vorbedingung** $wp(S, Q)$
 - (engl. *Weakest precondition, wp*)
 - $\{P\} S \{Q\}$ gilt, genau dann wenn $P \Rightarrow wp(S, Q)$ wahr ist



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** $sp(S, P)$
 - (engl. *Strongest postcondition*, *sp*)
 - $\{P\} S \{Q\}$ gilt, genau dann wenn $sp(S, P) \Rightarrow Q$ wahr ist
 - Eine Rückwärtsanalyse liefert die **schwächste Vorbedingung** $wp(S, Q)$
 - (engl. *Weakest precondition*, *wp*)
 - $\{P\} S \{Q\}$ gilt, genau dann wenn $P \Rightarrow wp(S, Q)$ wahr ist
- Prädikattransformation basiert auf dem **Hoare-Kalkül**
 - Beschreibt die (formale) **Funktionssemantik** eines Programms



- Ein **formales System**, um Aussagen zur Korrektheit von Programmen zu treffen, die in imperativen Programmiersprachen verfasst sind.
- Das Hoare-Kalkül umfasst **Axiome** ...
 - Leere Anweisungen
 - Zuweisungen
- ... und **Ableitungsregeln** (bzw. **Inferenzregeln**)
 - 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



■ Leere Anweisung **skip**

$$\frac{}{\{P\}\mathbf{skip}\{P\}}$$

- Die leere Anweisung verändert den Programmzustand nicht
↪ falls P vor **skip** gilt, gilt es auch danach



■ Leere Anweisung **skip**

$$\frac{}{\{P\}\mathbf{skip}\{P\}}$$

- Die leere Anweisung verändert den Programmzustand nicht
↪ falls P vor **skip** gilt, gilt es auch danach

■ Zuweisung $\mathbf{x = y}$

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

- $P[y/x] \rightsquigarrow$ jedes Auftreten von x in P wird durch y ersetzt
↪ was nach der Zuweisung für x gilt, galt vor der Zuweisung für y
- Beispiel: $\{y > 100\}\mathbf{x = y};\{x > 100\}$

$P : y > 100$

$S : \mathbf{x = y};$

$Q : x > 100$



- Für **lineare Kompositionen** $S_1; S_2$ zweier Segmente S_1 und S_2

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

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



- Für **lineare Kompositionen** $S_1; S_2$ zweier Segmente S_1 und S_2

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

- Falls S_1 die Vorbedingung für S_2 erzeugt, können sie verkettet werden
- Im Anschluss an S_2 hat dessen Nachbedingung R Bestand
- Beispiel:

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



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

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

- Falls S_1 die Vorbedingung für S_2 erzeugt, können sie verkettet werden
 - Im Anschluss an S_2 hat dessen Nachbedingung R Bestand
- Beispiel:

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

$P : y + 1 = 43$

$S_1 : x = y + 1;$

$Q : x = 43$

$Q : x = 43$

$S_2 : z = x;$

$R : z = 43$

\vdash

$P : y + 1 = 43$

$S_1 : x = y + 1;$

$S_2 : z = x;$

$Q : z = 43$



Auswahlregel

Wie behandelt man Verzweigungen in if-else-Anweisungen?

- Zwei alternative Programmsegmente S_1 und S_2

P : wahr

```
 $S$  : if (a > b)
      result = a;
      else
      result = b;
```

Q : ???



Auswahlregel

Wie behandelt man Verzweigungen in if-else-Anweisungen?

- Zwei alternative Programmsegmente S_1 und S_2
 - Diese werden durch eine Bedingung B unterschieden

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



```
S0 : if(a > b)
```

```
S1 :   result = a;  
      else
```

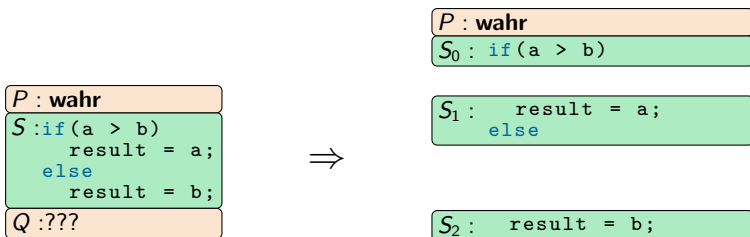
```
S2 :   result = b;
```



Auswahlregel

Wie behandelt man Verzweigungen in if-else-Anweisungen?

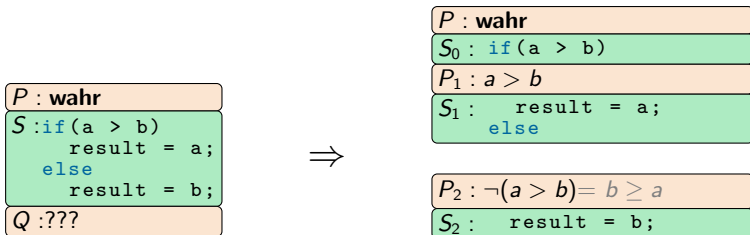
- Zwei alternative Programmsegmente S_1 und S_2
 - Diese werden durch eine Bedingung B unterschieden
 - Eingangs gilt in beiden Zweigen die Vorbedingung P



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
 - P und B sind die Basis für die Vorbedingungen für S_1 und S_2
 - $P_1 = P \wedge B$ und $P_2 = P \wedge \neg B$



- Zwei **alternative Programmsegmente** S_1 und S_2
 - Diese werden durch eine **Bedingung** B unterschieden
 - Eingangs gilt in beiden Zweigen die Vorbedingung P
 - P und B sind die 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 : ???
```



```
P : wahr
S0 : if (a > b)
P1 : a > b
S1 :   result = a;
      else
Q1 : result ≥ a ∧ result > b
P2 : ¬(a > b) = b ≥ a
S2 :   result = b;
Q2 : result ≥ b ∧ result ≥ a
Q : result ≥ a ∧ result ≥ b
```



- 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
- Auswahlregel:

$$\frac{\{P \wedge B\} S_1 \{Q\} \quad \{P \wedge \neg B\} S_2 \{Q\}}{\{P\} \text{ if } B \text{ then } S_1 \text{ else } S_2 \{Q\}}$$



- 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 ...

```
1  int maximum_array(int *array, int size) {  
2      int result = INT_MIN;  
3  
4      for(int i = 0; i < size; i++)  
5          result = maximum(array[i], result);  
6  
7      return result;  
8  }
```



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 ...

```
1 int maximum_array(int *array, int size) {  
2     int result = INT_MIN;  
3  
4     for(int i = 0; i < size; i++)  
5         result = maximum(array[i], result);  
6  
7     return result;  
8 }
```

- Iterationsregel:

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

- B ist die **Laufbedingung** der Schleife, I ihre **Schleifeninvariante**
 - I gilt **vor**, **während** und **nach** der Ausführung der Schleife
 - Ein geeignetes I ist **manuell zu wählen** (Kunst!)



```
 $S_0$  : int result = INT_MIN;
```

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

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

- Wo gilt die Schleifeninvariante /?




```
 $S_0$  : int result = INT_MIN;
```

```
 $P_1$  : /
```

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

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

- Wo gilt die Schleifeninvariante `/`?
 - Vor der Ausführung der Schleife



```
 $S_0$  : int result = INT_MIN;
```

```
 $P_1$  : /
```

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

```
 $P_2$  : /
```

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

```
 $Q_2$  : /
```

■ Wo gilt die Schleifeninvariante *I*?

- Vor der Ausführung der Schleife
- Vor und nach Ausführung des Schleifenrumpfes



```
 $S_0$  : int result = INT_MIN;
```

```
 $P_1$  : !
```

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

```
 $P_2$  : !
```

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

```
 $Q_2$  : !
```

```
 $Q_3$  : !
```

■ Wo gilt die Schleifeninvariante `!`?

- Vor der Ausführung der Schleife
- Vor und nach Ausführung des Schleifenrumpfes
- Nach Beendigung der Schleife



```
 $S_0$  : 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
```

■ Wie lautet die Schleifeninvariante *I*?

- Eine explizit sichtbare **Laufvariable** hilft bei ihrer Formulierung
- `result` enthält immer den größten, bereits betrachteten Wert



```
 $S_0$  : 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 I ?

- Eine explizit sichtbare **Laufvariable** hilft bei ihrer Formulierung
- `result` enthält immer den größten, bereits betrachteten Wert

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



```
 $S_0$  : int result = INT_MIN;
```

```
 $P_1$  :  $\forall 0 \leq j < i$  : result  $\geq$  array[j]
```

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

```
 $P_2$  :  $\forall 0 \leq j < i$  : result  $\geq$  array[j]
```

```
 $S_2$  :   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]
```

- Wie lautet die Laufbedingung B der Schleife und wo gilt sie?



```
 $S_0$  : int result = INT_MIN;
```

```
 $P_1$  :  $\forall 0 \leq j < i$  : result  $\geq$  array[j]  $\wedge B$ 
```

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

```
 $P_2$  :  $\forall 0 \leq j < i$  : result  $\geq$  array[j]  $\wedge B$ 
```

```
 $S_2$  :   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]  $\wedge \neg B$ 
```

- Wie lautet die Laufbedingung B der Schleife und wo gilt sie?
 - Sie gilt **vor** der Ausführung des Schleifenrumpfs
 - Sie gilt **nicht** mehr nach der Schleife



```
 $S_0$  : int result = INT_MIN;
```

```
 $P_1$  :  $\forall 0 \leq j < i$  : result  $\geq$  array[j]  $\wedge i = 0$ 
```

```
 $S_1$  : 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]  $\wedge i \geq size$ 
```

- Wie lautet die Laufbedingung B 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 $\leadsto B = i < size$



P : wahr

S_0 : `int result = INT_MIN;`

Q_1 : `result = INT_MIN`



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

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

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

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

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

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



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

- Verknüpfung mithilfe der Sequenzregel (Folie 19)
 - I folgt aus der Vorbedingung P
 - Q folgt aus dem Abbruchkriterium der Schleife $I \wedge \neg B$



- Vorgehen beim Anwenden der Iterationsregel



■ Vorgehen beim Anwenden der Iterationsregel

1 Finde eine geeignete Schleifeninvariante /

- 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. iterative Bestimmung der Fakultät, Fibonacci-Zahlen, ...



■ 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. iterative 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 25)



■ 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. iterative 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 25)

3 Zeige die Invarianz der Invariante: $\{P \wedge I\}S\{I\}$

- **Vollständige Induktion**, falls der Wertebereich der Laufvariable geeignet ist



■ 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. iterative 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 25)
- 3 Zeige die Invarianz der Invariante: $\{P \wedge I\} S \{I\}$
 - **Vollständige 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 25)



- Manchmal ist eine Anpassung der Vor-/Nachbedingung erforderlich
 - z. B. aus technischen Gründen, falls die Vorbedingung $P = \mathbf{wahr}$ ist
 - Ansonsten lässt sich keine sinnvolle Beweiskette aufbauen
- Formalisiert wird dies durch die **Konsequenzregel**

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

- 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

$$\frac{P \Rightarrow I \quad \{I\} \mathbf{while\ } B \mathbf{ do\ } S \mathbf{ done\ } \{I \wedge \neg B\} \quad I \wedge \neg B \Rightarrow Q}{\{P\} \mathbf{while\ } B \mathbf{ do\ } S \mathbf{ done\ } \{Q\}}$$





(©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 Corporation

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 [1]

■ Semaphore [4]

■ „GOTO considered harmful“ [2]



- 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 gegebenen Vorbedingung P folgern?



- 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 gegebenen 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



- 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 gegebenen 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
- ↪ eine rückwärtige **symbolisch Ausführung** des Programmsegments



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

$$wp(\mathbf{skip}, Q) = \mathbf{wahr}$$

$$wp(\mathbf{abort}, Q) = \mathbf{falsch}$$

- **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 18) 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 19)



- Betrachte erneut das Beispiel von Folie 15
 - Diesmal in leicht abgewandelter Form

P : wahr

```
S: int maximum(int a, int b) {  
    int result = INT_MIN;  
  
    if(a > b)  
        result = a;  
    else  
        result = b;  
  
    return INT_MAX;  
}
```

Q : $\text{result} \geq a \wedge \text{result} \geq b$



- Betrachte erneut das Beispiel von Folie 15
 - Diesmal in leicht abgewandelter Form

P : wahr

```
S: int maximum(int a, int b) {  
    int result = INT_MIN;  
  
    if(a > b)  
        result = a;  
    else  
        result = b;  
  
    return INT_MAX;  
}
```

Q : $\text{result} \geq a \wedge \text{result} \geq b$

- Die Nachbedingung wird ohne Zweifel erfüllt ...
 - ...im Sinne des Erfinders ist dies jedoch bestimmt nicht



- Betrachte erneut das Beispiel von Folie 15
 - Diesmal in leicht abgewandelter Form

P : wahr

```
S: int maximum(int a, int b) {  
    int result = INT_MIN;  
  
    if(a > b)  
        result = a;  
    else  
        result = b;  
  
    return INT_MAX;  
}
```

Q : $\text{result} \geq a \wedge \text{result} \geq b$

- Die Nachbedingung wird ohne Zweifel erfüllt ...
 - ...im Sinne des Erfinders ist dies jedoch 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



- 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, ...



- 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, ...
- ~> ...etwaige Fehlermeldungen sind sehr schwer zu lesen



- 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, ...

~> ...etwaige Fehlermeldungen sind sehr schwer zu lesen
- Hier und heute wurden **nur partielle Korrektheitsbeweise** betrachtet!

~> **Terminierungsbeweise** müssen separat erbracht werden!

~> Solche Terminierungsbeweise sind mitunter **sehr schwierig**!



- Astreé wurde entwickelt um **Laufzeitfehler** auszuschließen
 - Basierend auf Abstrakter Interpretation und Programmsemantik
 - Nutzt das Hoare-/WP-Kalkül **nicht** (ist nicht deklarativ)!
- ↪ Funktionale Verifikation ist somit **unvollständig**



- Astreé wurde entwickelt um **Laufzeitfehler** auszuschließen
 - Basierend auf Abstrakter Interpretation und Programmsemantik
 - Nutzt das Hoare-/WP-Kalkül **nicht** (ist nicht deklarativ)!
- ↪ Funktionale Verifikation ist somit **unvollständig**

```
1  __ASTREE_max_clock((65535)); // Schleifenobergrenze
2  while (1) {
3      __ASTREE_modify((input)); // Reset der Analyse von 'input'
4      __ASTREE_known_fact((input, [0,100])); // Vorbedingung 'input'
5
6      controller_step();
7
8      // Nachbedingung 'output'
9      __ASTREE_assert((0 <= output && output <= 2 * input));
10     __ASTREE_wait_for_clock(());
11 }
```

- Funktionale Aspekte lassen sich dennoch in die Analyse einbeziehen
 - Mittels **Zusicherungen** und **Anwendungswissen** (vgl. Folie 12)
 - Der theoretische Hintergrund erleichtert auch hier die Suche!



- Astreé wurde entwickelt um **Laufzeitfehler** auszuschließen
 - Basierend auf Abstrakter Interpretation und Programmsemantik
 - Nutzt das Hoare-/WP-Kalkül **nicht** (ist nicht deklarativ)!
- ~> Funktionale Verifikation ist somit **unvollständig**

```
1  __ASTREE_max_clock((65535)); // Schleifenobergrenze
2  while (1) {
3      __ASTREE_modify((input)); // Reset der Analyse von 'input'
4      __ASTREE_known_fact((input, [0,100])); // Vorbedingung 'input'
5
6      controller_step();
7
8      // Nachbedingung 'output'
9      __ASTREE_assert((0 <= output && output <= 2 * input));
10     __ASTREE_wait_for_clock(());
11 }
```

- Funktionale Aspekte lassen sich dennoch in die Analyse einbeziehen
 - Mittels **Zusicherungen** und **Anwendungswissen** (vgl. Folie 12)
 - Der theoretische Hintergrund erleichtert auch hier die Suche!
- ~> **Ein holistischer Verifikationsansatz erfordert weitere Werkzeuge**



- 1 Übersicht
- 2 Laufzeitfehler
- 3 Design-by-Contract
 - Problemstellung
 - Grundlagen
 - Hoare-Kalkül
 - WP-Kalkül
- 4 Zusammenfassung



Funktionale Programmeigenschaften \mapsto Zusicherungen

- Vorbedingungen, Nachbedingungen und Invarianten
- Beschrieben durch Ausdrücke der Prädikatenlogik
- **Prädikamentransformation** \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
- **WP-Kalkül** \mapsto „Hoare-Kalkül rückwärts“
- Grenzen des Hoare- und WP-Kalküls

Astree \leadsto Ein Verifikationswerkzeug

- Vorrangig zum Ausschluss von **Laufzeitfehlern** (Vollständig)
- Verifikation funktionaler Aspekte möglich (Unvollständig)
- \leadsto Bottom-up Ansatz (im Gegensatz zu Frama-C, Ada Spark, ...)



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

- [2] 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

- [3] 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



- [4] 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)
- [5] 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
- [6] 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



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

