

Verlässliche Echtzeitsysteme

Grundlagen der statischen Programmanalyse

Peter Wägemann

Lehrstuhl für Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg

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

7. Juni 2018



Wiederholung

- Bislang: Testen von Programmen
 - Konzepte, Verfahren, Metriken (s. Kapitel VIII)
 - ⚠ **Dynamische Codeanalyse** (Testen) **meist unzureichend!**

Program testing can be used to show the presence of bugs, but never to show their absence.

– Dijkstra, 1972



Stichhaltige **Verifikation** funktionaler/nicht-funktionaler Eigenschaften?

- Automatische **Extraktion** von (semantischen) Programmeigenschaften
- Algorithmische **Analyse** der Programmsemantik

- Heute: **Statische Codeanalyse**



Problem: Programmsemantik

Im Fokus: **Undefiniertes Verhalten** durch **Laufzeitfehler**



Allgemeine Fragestellung

- Terminiert die Programmausführung?
- Wie ist der Speicherverbrauch der Anwendung?
- Was sind die möglichen Ergebnisse der Ausführung?



Implementierungsspezifische Fragen

- **Generell**: Undefiniertes Verhalten in C/C++?
- Fehlerhafte Zugriffe, Überschreitung von Array-Grenzen, hängende Zeiger, ...
- Ausnahmen durch Division durch 0, Gleitkommaoperation-Fehler, ...
- Typumwandlung, Ganzzahlüberlauf, ...
- Ausgang fallabhängig vorhersagbar oder ungewiss



Theoretische Betrachtung: Satz von Rice, 1953 [8]

- Eine beliebige nicht-triviale Eigenschaft eines Programms (einer Turing-vollständigen Sprache, [9]) ist algorithmisch unmöglich zu entscheiden
- Beispiel: $x = 17$; `if (TM(j)) x = 18`;, ist x konstant?

→ **Alle interessanten Fragen lassen sich nicht (exakt) beantworten!**



Übersicht über die Vorlesung



Approximative Beantwortung der Fragen

- Lösung praktischer Verifikationsprobleme ist **möglich**
- Ist ein Programm unter bestimmten Gesichtspunkten/Annahmen fehlerfrei?
- Neue Frage: Wie sicher ist die Abschätzung?

- Vom dynamischen Testen zur statischen Analyse

- Automatische Extraktion von Programmeigenschaften
- Analysemethodik unter Zuhilfenahme von Approximationen

- Was sind die **Grundlagen** abstrakter Interpretation?

- Betrachtung der **abstrakten Programmsemantik**
- Vereinfachung des entstehenden Zustandsraums
- Eine „informelle“ Sichtweise auf die Zusammenhänge



Grobes Verständnis für abstrakter Interpretation entwickeln!



Gliederung

- 1 Vom Testen zur Verifikation
 - Der Compiler als Analysewerkzeug
 - Der Heartbleed-Bug
 - Fehlersuche durch Instrumentierung
 - Fehlersuche durch statische Codeanalyse
 - Verfahren in der Übersicht
- 2 Abstraktion der Programmsemantik
 - Konkrete Programmsemantik
 - Sicherheitseigenschaften
 - Abstrakte Programmsemantik
- 3 Analyse & Vereinfachung
 - Sammelsemantiken
 - Präfixsemantiken
- 4 Zusammenfassung



Statische Analyse durch den Übersetzer

Der nette Helfer aus der Nachbarschaft

```
1 unsigned short x;  
2  
3 while(x < 10000) {  
4     x = x + 1;  
5 }  
6  
7 return x;
```

Ausgabe des Übersetzers:
bash: gcc -Wall example.c
warning: variable 'x' is uninitialized when used here
while (x < 10000) {
 ^



- Der **Übersetzer** (engl. *compiler*) ist ein statisches Analyse-Werkzeug
- Neben der syntaktischen erfolgt hier auch eine semantische Prüfung
 - Verschiedenste Analysen (Daten-, Kontrollfluss)
 - Ausgabe als **Warnung** oder **Fehler**
- Deckt (vorrangig) Fehler im definierten Verhalten auf



- Der Übersetzer ist die **erste Verteidigungslinie**
- Es sollten immer alle Prüfungen aktiv sein (insbesondere -Wall)
- ⚠ **Keine** hinreichende Verifikation (KEIN: **it compiles, let's ship it!**)!



Beispiel: Der Heartbleed-Bug

Catastrophic is the right word. On the scale of 1 to 10, this is an 11.

– Bruce Schneier



- Katastrophaler Fehler in OpenSSL 1.0.1 – 1.0.1f
- Erweiterung zur **periodischen Überwachung** (engl. *heartbeat*) in (D)TLS
 - Eine beliebiger String (16 Bit Länge) dient als **Nutzlast** (engl. *payload*)
 - Dieser wird von der Gegenstelle unverändert zurückgesendet
- ⚠ Ein Abgleich von **angegebener** und **tatsächlicher Länge** fand nicht statt



- Folgen der fehlerhaften Implementierung
- Bei bekanntwerden waren ca. 17 % aller SSL-Dienste anfällig!
 - Angreifer konnten wiederholt 64 KiB Speicher auslesen
 - Inhalt: Zufällige Daten (Private Daten, Passwörter, Schlüssel, ...)
- **All diese Daten gelten als kompromittiert!**



Fehlersuche mittels Code-Instrumentierung



- Address Sanitizer¹** Plugin für gcc und Clang
- Standard in aktuellen Versionen (-fsanitize=address)
 - Konstruktiver Ansatz → Prüfungen zur Laufzeit
- **Strategie**
- Identifikation bössartiger Operationen und Zugriffe
 - Speicherzugriffe (Verwendung nach Freigabe), Ganzzahlüberläufe, ...
- **Umsetzung**
- Instrumentierung des Programmcodes (Code und Daten) → assert()
 - Benutzerspezifische Funktionen zur Behandlung (engl. *error hooks*)
- Hohe Laufzeitkosten von ca. 170 %



- Dies ist ein **fallspezifischer** und zudem **unsicherer** Ansatz!



Fehlersuche mittels statischer Codeanalyse

Clang-Analyzer-Plugin zur Aufdeckung des Heartbleed-Bugs

- Analyse-Durchlauf (engl. *analysis pass*) innerhalb von clang

Strategie

- Identifikation bössartiger Daten (Angreifer) ist das Problem
- Idee: Nur Netzwerkdaten werden beim Speicherzugriff zur Gefahr
- Lösung: Färbung von Datenfüßen $\text{ntohl}()^2 \rightarrow \text{memcpy}()$
→ Alarm bei Absenz von weiteren Plausibilitätsprüfungen (engl. *sanitizer*)

Umsetzung

- Clang-Analyzer nutzt *symbolische Ausführung* (engl. *symbolic execution*) [6] zur Analyse von C/C++ Programmen
 - Pfadsensitive Analyse mit einem Zustandsobjekt (engl. *state object*) pro Pfad
 - Das Plugin befragt diese Objekte $\leadsto$ Mögliche Wertebereiche für die Paketlänge
- Spezifikation und Testbedingungen für die Bewertung der Paketlänge

! Dies ist ein fallspezifischer und zudem unsicherer Ansatz!

²Transformation der Byte-Reihenfolge (engl. *endianness*) von Netzwerk zu Host.



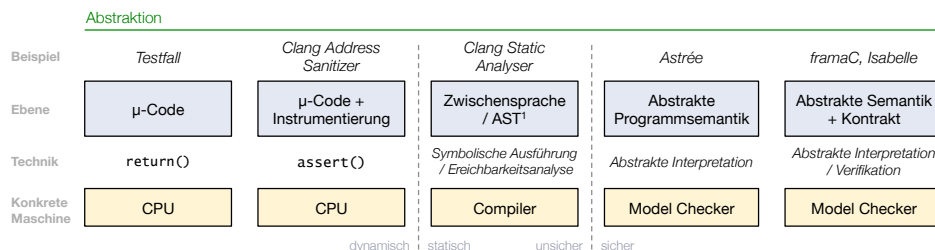
Clang Heartbleed-Finder

```
if(fd != -1) {  
    1 Taking true branch →  
    int size;  
    int res;  
  
    res = read(fd, &size, sizeof(int));  
  
    if(res == sizeof(int)) {  
        2 ← Taking true branch →  
        size = ntohl(size);  
  
        if(size < sizeof(data_array)) {  
            3 ← Taking false branch →  
            memcpy(buf, data_array, size);  
        }  
        4 ← Tainted, unconstrained value used in memcpy size  
        memcpy(buf, data_array, size);  
    }  
}
```

- 1 Färbung des Datenflusses
- 2 Kontextsensitive Annahmen über Codepfade
- 3 Wertebereichsüberprüfungen
- 4 Plausibilitätsprüfung



Übersicht: Verifikationsverfahren



Es existieren verschiedenste Verfahren zur Programmverifikation

- Harte Klassifizierung ist schwierig (vgl. Redundanzarten IV/8)
- **Statisch** versus **dynamisch**
 - Nutzung der konkreten/abstrakten Programmsemantik (siehe Folien 15 ff)
 - Konkrete Ausführung (Maschine) hängt jedoch von der Betrachtungsebene ab!
- **Sicher** versus **unsicher**
 - Vollständigkeit der Analyse (sicher $\mapsto$ 100 %, siehe Folien 20 ff)
 - Steht im Bezug zu einer bestimmten Spezifikation (z.B. C-Standard bei Astrée)

¹Abstrakter Syntaxbaum (engl. *abstract syntax tree*): Baumförmige Repräsentation der abstrakten Syntax eines Programmes. Typischerweise im Zuge der Übersetzung durch den Übersetzer aufgebaut und zur effizienten Verarbeitung genutzt.



Gliederung

- 1 Vom Testen zur Verifikation
 - Der Compiler als Analysewerkzeug
 - Der Heartbleed-Bug
 - Fehlersuche durch Instrumentierung
 - Fehlersuche durch statische Codeanalyse
 - Verfahren in der Übersicht
- 2 Abstraktion der Programmsemantik
 - Konkrete Programmsemantik
 - Sicherheitseigenschaften
 - Abstrakte Programmsemantik
- 3 Analyse & Vereinfachung
 - Sammelsemantiken
 - Präfixsemantiken
- 4 Zusammenfassung



Fehlersuche: Was kann hier alles schief gehen?

Die Gretchenfrage der Softwareentwicklung ...

```

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 }
    
```

■ Wo könnte es hier klemmen?

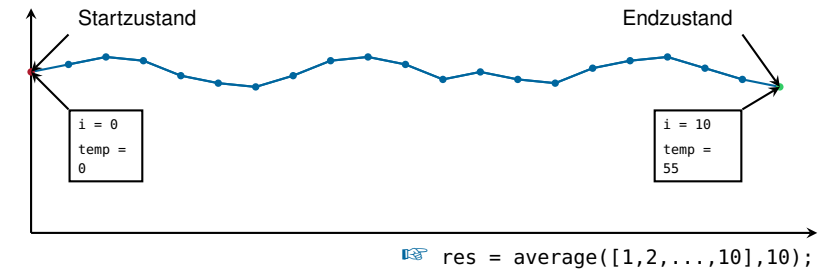
- Ist der Zugriff auf Feld array in Zeile 7 korrekt?
- Kann die Addition in Zeile 7 überlaufen?
- Kann in Zeile 10 eine Division durch 0 auftreten?

Wie findet man das heraus?

→ Schauen wir mal, wie sich das Programm verhält.



Das Verhalten zur Laufzeit ist entscheidend!



```

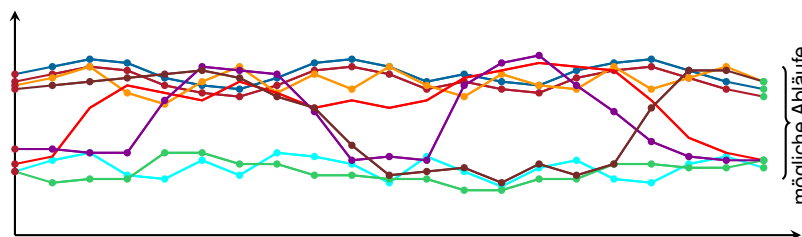
1 unsigned int average(uint *array,
2                     uint size)
3 {
4     uint temp = 0;
5
6     for(uint i = 0; i < size; i++) {
7         temp += array[i];
8     }
9
10    return temp/size;
11 }
    
```

i	temp
0	0
1	1
2	3
3	6
...	...
10	55



Konkrete Programmsemantik

Eine informelle Einführung in die Prinzipien abstrakter Interpretation [2]



■ Die konkrete Semantik (engl. *concrete semantics*) beschreibt

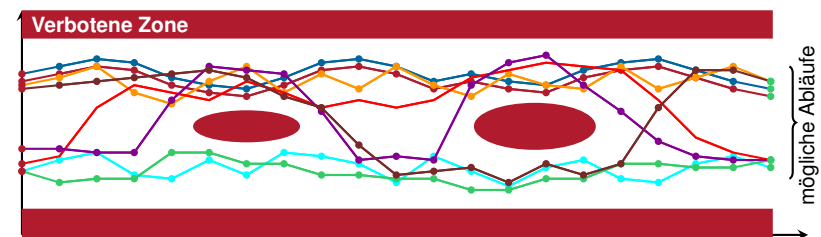
- Alle möglichen Ausführungen eines Programms
- Unter allen möglichen Ausführungsbedingungen
- Für unser Beispiel bedeutet dies:
 - 2^{32} verschieden große Felder, 2^{32} verschiedene Werte für jedes Element

■ Sie beschreibt ein „unendliches“ mathematisches Objekt

- Im Allgemeinen **nicht berechenbar** durch einen Algorithmus
- Alle nicht-trivialen Fragestellungen sind **nicht entscheidbar**



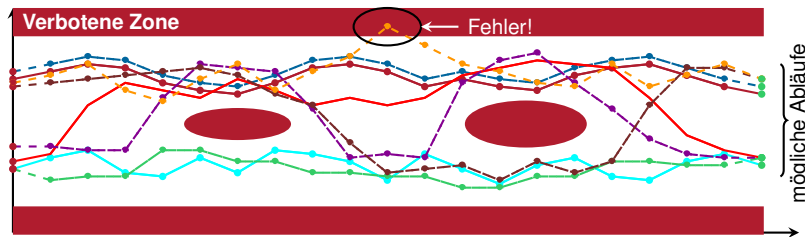
Sicherheitseigenschaft



- **Sicherheitseigenschaften** (engl. *safety properties*) stellen sicher, dass keine **fehlerhaften/unerwünschten Zustände** eingenommen werden
- Ein **Sicherheitsnachweis** (engl. *safety proof*) garantiert, dass die konkrete Semantik nie eine **verbotene Zone** durchläuft
- ⚠ Das ist ein **unentscheidbares Problem**
 - Die konkrete Programmsemantik ist **nicht berechenbar**



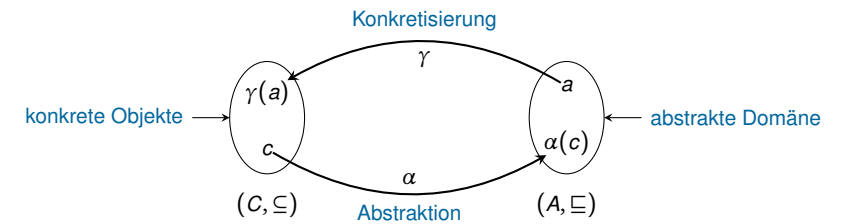
Testen: Das Problem der Möglichkeiten



- Testen betrachtet **nur eine Teilmenge** aller möglichen Ausführungen
 - Gut geeignet, um die **Existenz** von Defekten zu zeigen
 - Ungeeignet, um ihre **Abwesenheit** zu zeigen
 - Evtl. hat man die fehlerhafte Ausführung einfach nicht getestet
- Problem: **unzureichende Abdeckung** der konkreten Semantik



Abstrakte Interpretation: Theoretisches Fundament



- Wähle eine **abstrakte Domäne** (engl. *abstract domain*)
 - Ersetzt die Menge konkreter Objekte S durch ihre Abstraktion $\alpha(S)$
 - Verschiedene Domänen unterscheiden sich hinsichtlich ihrer Präzision
 - Vorzeichen, Intervalle, Oktagon, Polyhedra, ...
- **Abstraktionsfunktion** α (engl. *abstraction function*)
 - Bildet die Menge konkrete Objekte auf ihre abstrakte Interpretation ab
- **Konkretisierungsfunktion** γ (engl. *concretization function*)
 - Bildet die Menge abstrakter Objekte auf konkrete Objekte ab

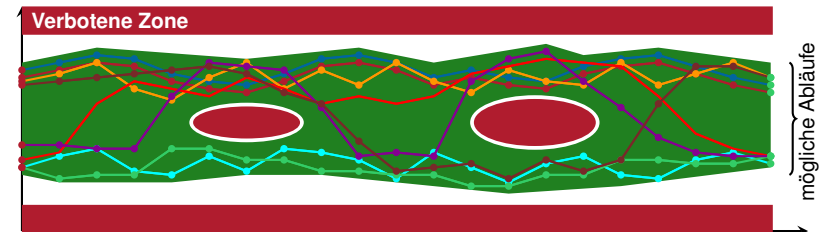


Theoretisches Fundament $\leadsto$ Galoisverbindungen

- Approximation von f durch die abstrakte Funktion f'
- Häufig verwendet man **Galoisverbindungen** mit den Eigenschaften:
 - $(C, \subseteq) \xrightleftharpoons[\alpha]{\gamma} (A, \sqsubseteq)$ und $\alpha(\gamma(a)) = a$ (Einbettung)
 - Konkretisierung gefolgt von Abstraktion impliziert keinen Präzisionsverlust
- **Abstrakte Interpretation** nutzt diese Eigenschaften
 - Statt die konkrete Funktion $f(c)$ zu berechnen
 - Kann man sie annähern, indem
 - Man die abstrakte Funktion f' auf die Abstraktion $\alpha(c)$ anwendet
 - Und das Ergebnis $f'(\alpha(c))$ wieder konkretisiert
- Beispiel: Die Einbettung der ganzen Zahlen ($\mathbb{Z}$) in die reellen Zahlen ($\mathbb{R}$)
 - Die abstrakte Funktion f' ist definiert als Abrundungsfunktion
 - Eine ganze Zahl lässt sich ohne Präzisionsverlust konkretisieren



Abstrakte Interpretation



- **Abstrakte Interpretation** (engl. *abstract interpretation*)
 - Betrachtet eine **abstrakte Semantik** (engl. *abstract semantics*)
 - Sie umfasst **alle Fälle der konkreten Programmsemantik**
 - Ist die abstrakte Semantik sicher $\Rightarrow$ konkrete Semantik ist sicher



Formale Methoden sind abstrakte Interpretationen

Die abstrakte Semantik wird aber auf unterschiedliche Weise bestimmt

Model Checking

- Abstrakte Semantik wird explizit vom Nutzer angegeben
 - Endliche Beschreibung der konkreten Programmsemantik
 - Z.B. endliche Automaten, Aussagen- oder Prädikatenlogik
- Automatische Ableitung durch **statische Analyse**

Deduktive Methoden

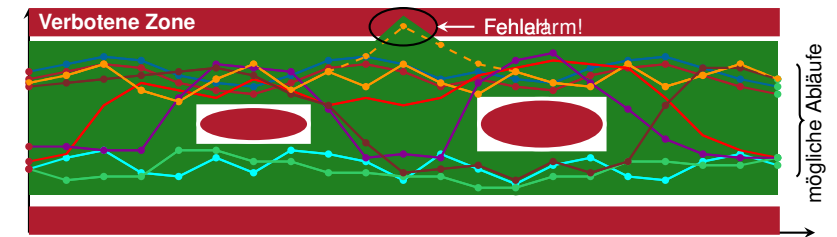
- Abstrakte Semantik wird durch Nachbedingungen beschrieben
- Nutzer gibt sie durch induktive Argumente an
 - Z.B. Vorbedingungen und Invarianten
- Automatische Ableitung durch **statische Analyse**

Statische Analyse

- Abstrakte Semantik wird ausgehend vom Quelltext bestimmt
 - Abbildung auf **vorab bestimmte, wohldefinierte Abstraktionen**
- Anpassungen (automatisch/durch den Nutzer) sind möglich



Eigenschaften abstrakter Semantiken

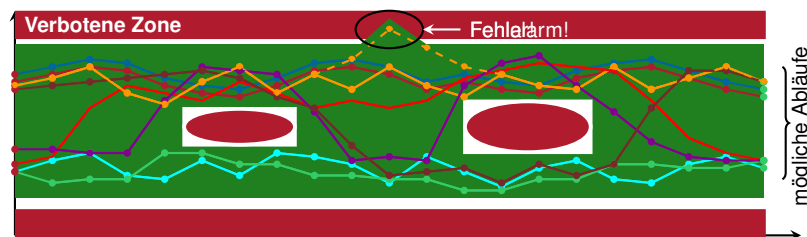


Vollständigkeit und Korrektheit: Sicherheit (engl. *soundness*)

- Keine potentieller Defekt darf übersehen werden
 - nur so kann die Abwesenheit von Defekten gezeigt werden
 - Ansonsten wäre gegenüber reinem Testen nichts gewonnen



Eigenschaften abstrakter Semantiken

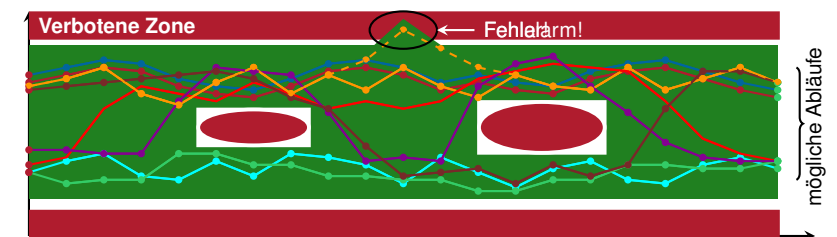


Präzision

- Weitgehende Vermeidung von **Fehlalarmen** (engl. *false alarms*)
 - Synonyme englische Bezeichnung: **false positives**
- Ermöglicht erst eine vollkommen automatisierte Anwendung



Eigenschaften abstrakter Semantiken



Geringe Komplexität

- Berechnung der abstrakten Semantik in akzeptabler Laufzeit
 - Vermeidung der **kombinatorischen Explosion** des Zustandsraums



Gliederung

- 1 Vom Testen zur Verifikation
 - Der Compiler als Analysewerkzeug
 - Der Heartbleed-Bug
 - Fehlersuche durch Instrumentierung
 - Fehlersuche durch statische Codeanalyse
 - Verfahren in der Übersicht
- 2 Abstraktion der Programmsemantik
 - Konkrete Programmsemantik
 - Sicherheitseigenschaften
 - Abstrakte Programmsemantik
- 3 Analyse & Vereinfachung
 - Sammelsemantiken
 - Präfixsemantiken
- 4 Zusammenfassung



Problemstellung



Reduktion des Zustandsraums ist unumgänglich!



Fasse verschiedene Zustände geeignet zusammen

→ Sammelsemantiken (s. Folie 25 ff.)

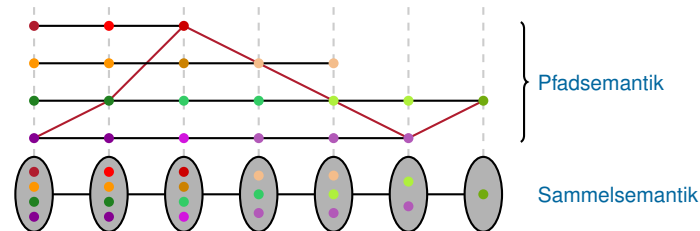


Betrachte nur den Anfang der Zustandshistorie

→ Präfixsemantiken (s. Folie 31 ff.)



Sammelsemantik (engl. *collecting semantics*)

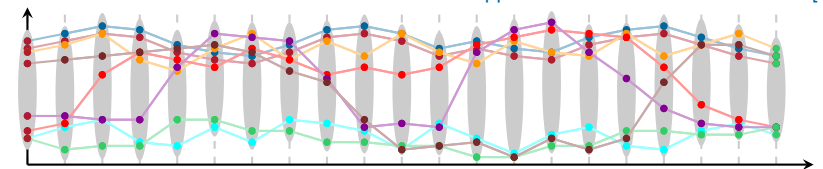


- Sammelt die Zustände aller Pfade an einem bestimmten Punkt
 - D.h. an einer bestimmten Programmanweisung
 - Aufgrund der Größe, wird sie i. d. R. approximiert
 - Das ist eine **verlustbehaftete Abstraktion**
 - Beispiel: Existiert der rote Pfad?
 - Konkrete Semantik → Nein, Sammelsemantik → ???
- Der **Laufzeitgewinn** wird durch **Unschärfe** erkauft!
- Das Ergebnis „Weiß nicht ...“ ist typisch für solche Methoden
 - Und die Ursache vieler Vorbehalte ...

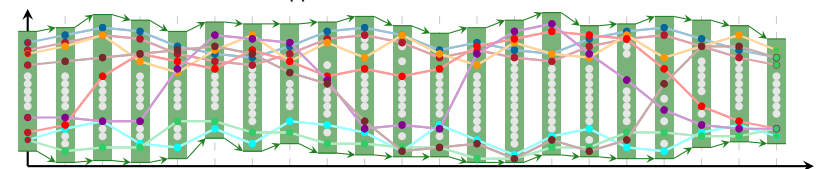


Intervallabstraktion

Als Approximation der Sammelsemantik [7]



- Die Sammelsemantik verwaltet Zustandsmengen
 - Die Intervallabstraktion nur ihre oberen und unteren Schranken
 - Die zu verwaltenden Daten werden dadurch beträchtliche reduziert
 - Allerdings wird auch die Präzision reduziert
- ~ Bestimmte Zustände im approximierten Zustandsraum werden nicht erreicht



Beispiel: Intervallabstraktion für ein C-Programm

```

1 unsigned short x = 1;
2
3 while(x < 10000) {
4     x = x + 1;
5 }
6
7 return x;

```

Intervallabstraktion liefert (am Ende der Zeile):

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = (x_1 \cup x_4) \cap [-\infty, 9999]$
 Zeile 4 $x_4 = x_3 \oplus [1, 1]$
 Zeile 7 $x_7 = (x_1 \cup x_5) \cap [10000, \infty]$

- Die Intervallabstraktion ist eine **manuell vorgegebene, abstrakte Interpretation** der Semantik der Programmiersprache C
 - C-Programme werden dann **automatisiert darauf abgebildet**
 - z.B. durch einen Übersetzer oder ein statisches Analysewerkzeug
 - Nur Elemente die den Wertebereich von x betreffen sind relevant
 - Bilden von Schnittmengen bei Erfüllung von Pfadbedingungen
- Dies ist bereits eine **starke Vereinfachung**
 - Angenommen x wäre eingangs nicht bekannt
 - Es gäbe 10000 verschiedene Pfade durch den Zustandsraum
 - Nehme eine Schleifengrenze `unsigned short y` statt 10000 an
 - Es gäbe $\leq (2^{16})^2$ verschiedene Pfade durch den Zustandsraum

27/36

Beispiel: Intervallabstraktion für ein C-Programm (Forts.)

```

1 unsigned short x = 1;
2
3 while(x < 10000) {
4     x = x + 1;
5 }
6
7 return x;

```

Die Intervallabstraktion liefert:

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = (x_1 \cup x_4) \cap [-\infty, 9999]$
 Zeile 4 $x_4 = x_3 \oplus [1, 1]$
 Zeile 7 $x_7 = (x_1 \cup x_4) \cap [10000, \infty]$

- Approximation durch **chaotische Iteration** (engl. *chaotic iteration*)

Iteration 1:

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = [1, 1]$
 Zeile 4 $x_4 = [2, 2]$
 Zeile 7 $x_7 = \emptyset$

Iteration 2:

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = [1, 2]$
 Zeile 4 $x_4 = [2, 3]$
 Zeile 7 $x_7 = \emptyset$

28/36

Beispiel: Intervallabstraktion (Forts.)

```

1 unsigned short x = 1;
2
3 while(x < 10000) {
4     x = x + 1;
5 }
6
7 return x;

```

Die Intervallabstraktion liefert:

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = (x_1 \cup x_4) \cap [-\infty, 9999]$
 Zeile 4 $x_4 = x_3 \oplus [1, 1]$
 Zeile 7 $x_7 = (x_1 \cup x_4) \cap [10000, \infty]$

- Approximation durch **chaotische Iteration** (engl. *chaotic iteration*)

Iteration 3:

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = [1, 3]$
 Zeile 4 $x_4 = [2, 4]$
 Zeile 7 $x_7 = \emptyset$

Viele, viele Iterationen später:

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = [1, 9999]$
 Zeile 4 $x_4 = [2, 10000]$
 Zeile 7 $x_7 = [10000, 10000]$

29/36

Vereinfachung: Intervallabstraktion – mit Widening

```

1 unsigned short x = 1;
2
3 while(x < 10000) {
4     x = x + 1;
5 }
6
7 return x;

```

Die Intervallabstraktion liefert:

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = (x_1 \nabla x_4) \cap [-\infty, 9999]$
 Zeile 4 $x_4 = x_3 \oplus [1, 1]$
 Zeile 7 $x_7 = (x_1 \nabla x_4) \cap [10000, \infty]$

- Approximation mit Hilfe eines **Widening-Operators** [7]

Iteration 1:

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = [1, 1]$
 Zeile 4 $x_4 = [2, 2]$
 Zeile 7 $x_7 = \emptyset$

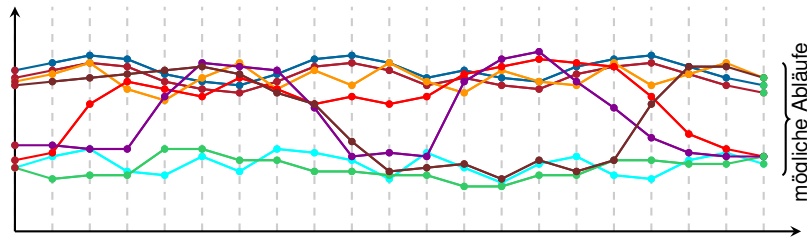
Iteration 2:

Zeile 1 $x_1 = [1, 1]$
 Zeile 3 $x_3 = [1, 9999]$
 Zeile 4 $x_4 = [2, 10000]$
 Zeile 7 $x_7 = [10000, 10000]$

- ☞ Konvergenz in der 2. Iteration

30/36

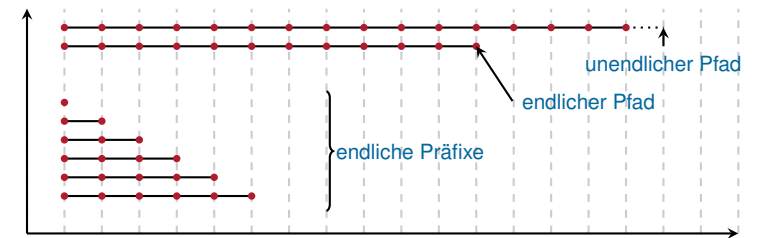
Pfadsemantik



- Betrachte durch ein **Transitionssystem** beschriebene **Programmpfade**
 - Ausgehend von ausgezeichneten Startzuständen,
 - Beschreiben sie eine (unendliche) Abfolge von **Programzuständen**,
 - Deren Reihenfolge durch die Übergangsrelation bestimmt wird.
- Die Gesamtheit dieser Programmpfade heißt **Pfadsemantik**
 - Wie die konkrete Programmsemantik ist sie **nicht berechenbar**.
- Reduktion der Komplexität durch **Abstraktion**
 - Unendliche Pfade $\leadsto$ (endliche) **Pfadpräfixe**



Pfadpräfixe



Pfadsemantiken enthalten alle endlichen und unendlichen Pfade

- Pfadpräfixe enthalten nur die Anfänge dieser Pfade



Das ist eine **verlustbehaftete Abstraktion**

- Beispiel: betrachte Worte der Sprache $a^n b$
 - Frage: Gibt es Worte mit unendlich vielen aufeinanderfolgenden 'a'?
 - Pfadsemantik: $\{a^n b | n \geq 0\} \mapsto$ **Nein**
 - Pfadpräfixe: $\{a^n | n \geq 0\} \cup \{a^n b | n \geq 0\} \mapsto$ **???**



Gliederung

- 1 Vom Testen zur Verifikation
 - Der Compiler als Analysewerkzeug
 - Der Heartbleed-Bug
 - Fehlersuche durch Instrumentierung
 - Fehlersuche durch statische Codeanalyse
 - Verfahren in der Übersicht
- 2 Abstraktion der Programmsemantik
 - Konkrete Programmsemantik
 - Sicherheitseigenschaften
 - Abstrakte Programmsemantik
- 3 Analyse & Vereinfachung
 - Sammelsemantiken
 - Präfixsemantiken
- 4 Zusammenfassung



Zusammenfassung

Vom Test zur Verifikation

- Statische Codeanalyse erlaubt die Extraktion der Programmsemantik
- Verschiedene Abstufungen von Verifikationstechniken

Konkrete Programmsemantik ist **nicht berechenbar**

- Approximation durch eine **abstrakte Semantik**
 - Korrektheit der Approximation ist entscheidend
 - Nur so kann man einen **Sicherheitsnachweis** führen
 - Die Approximation muss präzise sein
 - Nur so kann man **Fehlalarme** vermeiden
 - Die Approximation darf nicht zu komplex sein
 - Nur so kann sie **effizient berechnet** werden

Transitionssystem beschreiben Programme

- **Pfadsemantiken** beschreiben die konkrete Programmsemantik
- Approximation durch **Pfadpräfixe** und **Sammelsemantik**
 - Abstrakte Interpretation approximiert die Sammelsemantik



- [1] Cousot, P. :
Semantic foundations of program analysis.
In: *Program flow analysis: theory and applications* 10 (1981), S. 303–342
- [2] Cousot, P. :
Abstract Interpretation.
<http://web.mit.edu/16.399/www/>, 2005
- [3] Cousot, P. ; Cousot, R. :
Abstract Interpretation: A Unified Lattice Model for Static Analysis of Programs by Construction or Approximation of Fixpoints.
In: *Proceedings of the 4th ACM SIGACT-SIGPLAN Symposium on Principles of Programming Languages*.
New York, NY, USA : ACM, 1977 (POPL '77), S. 238–252
- [4] Cousot, P. ; Cousot, R. :
Abstract interpretation frameworks.
In: *Journal of Logic and Computation* 2 (1992), Nr. 4, S. 511–547



- [5] Cousot, P. ; Cousot, R. :
Abstract Interpretation and Application to Logic Programs.
In: *Journal of Logic Programming* 13 (1992), Jul., Nr. 2-3, S. 103–179.
[http://dx.doi.org/10.1016/0743-1066\(92\)90030-7](http://dx.doi.org/10.1016/0743-1066(92)90030-7). –
DOI 10.1016/0743-1066(92)90030-7. –
ISSN 0743-1066
- [6] King, J. C.:
Symbolic execution and program testing.
In: *Communications of the ACM* 19 (1976), Nr. 7, S. 385–394
- [7] Midtgaard, J. :
Abstract Interpretation.
<http://www.cs.au.dk/~jmi/AbsInt/>, 2012
- [8] Rice, H. G.:
Classes of recursively enumerable sets and their decision problems.
In: *Transactions of the American Mathematical Society* 74 (1953), Nr. 2, S. 358–366
- [9] Turing, A. M.:
On computable numbers, with an application to the Entscheidungsproblem.
In: *Journal of Math* 58 (1936), Nr. 345-363, S. 5

