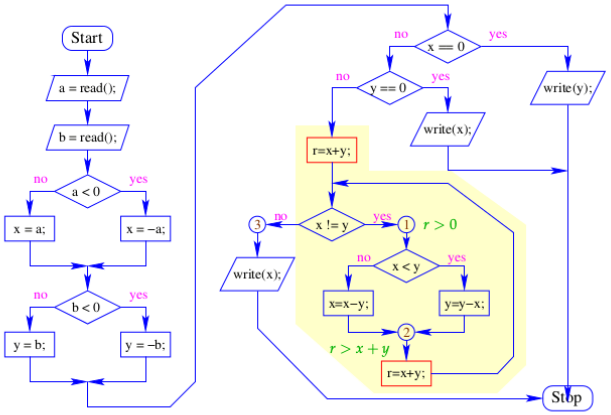
**Script** generated by TTT

Title: Seidl: Info2 (10.11.2017)

Date: Fri Nov 10 08:35:14 CET 2017

Duration: 85:44 min

Pages: 30






An den Programmpunkten 1, 2 und 3 machen wir die Zusicherungen:

(1) $A \equiv x \neq y \wedge x > 0 \wedge y > 0 \wedge r = x + y$

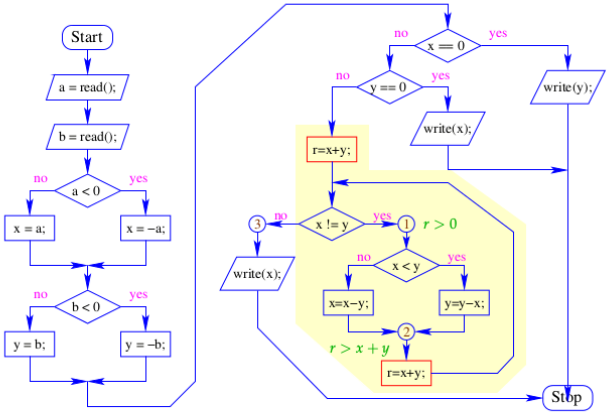
(2) $B \equiv x > 0 \wedge y > 0 \wedge r > x + y$

(3) **true**

Dann gilt:

$$A \Rightarrow r > 0 \quad \text{und} \quad B \Rightarrow r > x + y$$





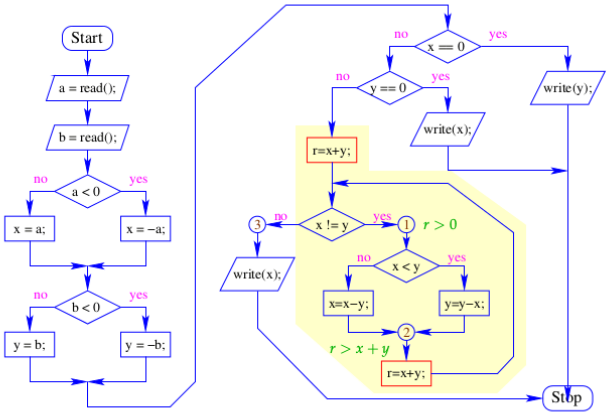
An den Programmpunkten 1, 2 und 3 machen wir die Zusicherungen:

$$
\begin{array}{lll}
(1) & A & \equiv \quad x \neq y \wedge x > 0 \wedge y > 0 \wedge r = x + y \\
(2) & B & \equiv \quad x > 0 \wedge y > 0 \wedge r > x + y \\
(3) & \textbf{true} &
\end{array}
$$

Dann gilt:

$$A \Rightarrow r > 0 \qquad \text{und} \qquad B \Rightarrow r > x + y$$








Wir überprüfen:

$$
\begin{array}{lll}
\mathbf{WP}[\![\texttt{x != y}]\!](\textbf{true}, A) & \equiv & x = y \vee A \\
& \Leftarrow & x > 0 \wedge y > 0 \wedge r = x + y \\
& \equiv & C
\end{array}
$$



$x = y \vee x \neq y \wedge \ldots$

Wir überprüfen:

$$
\begin{array}{lll}
\mathbf{WP}[\![\texttt{x != y}]\!](\textbf{true}, A) & \equiv & x = y \vee A \\
& \Leftarrow & x > 0 \wedge y > 0 \wedge r = x + y \\
& \equiv & C
\end{array}
$$

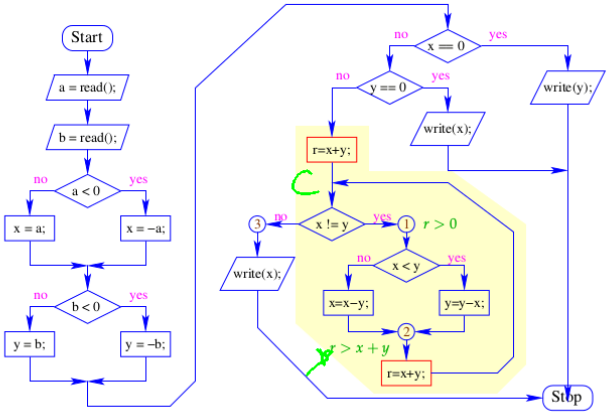
$A \vee (\neg A \wedge B) \equiv$
$(A \vee \neg A) \wedge (A \vee B)$

## Wir überprüfen:

$$
\begin{array}{lcl}
\mathbf{WP}[\![\texttt{x != y}]\!](\mathbf{true}, A) & \equiv & x = y \vee A \\
& \Leftarrow & x > 0 \wedge y > 0 \wedge r = x + y \\
& \equiv & C \\
\mathbf{WP}[\![\texttt{r = x+y;}]\!](C) & \equiv & x > 0 \wedge y > 0 \\
& \Leftarrow & B
\end{array}
$$



## Orientierung






## Wir überprüfen:

$$
\begin{array}{lcl}
\mathbf{WP}[\![\texttt{x != y}]\!](\mathbf{true}, A) & \equiv & x = y \vee A \\
& \Leftarrow & x > 0 \wedge y > 0 \wedge r = x + y \\
& \equiv & C \\
\mathbf{WP}[\![\texttt{r = x+y;}]\!](C) & \equiv & x > 0 \wedge y > 0 \\
& \Leftarrow & B
\end{array}
$$



## Wir überprüfen:

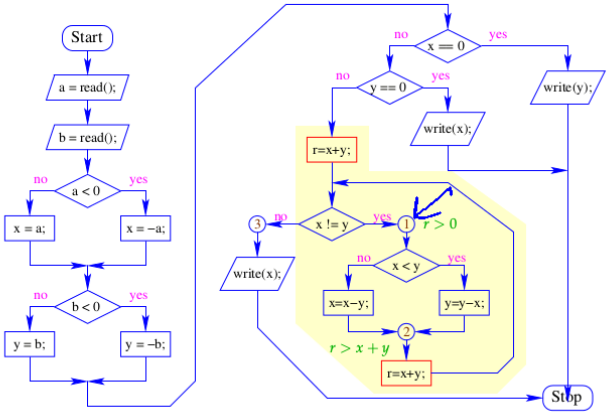
$$
\begin{array}{lcl}
\mathbf{WP}[\![\texttt{x != y}]\!](\mathbf{true}, A) & \equiv & x = y \vee A \\
& \Leftarrow & x > 0 \wedge y > 0 \wedge r = x + y \\
& \equiv & C \\
\mathbf{WP}[\![\texttt{r = x+y;}]\!](C) & \equiv & x > 0 \wedge y > 0 \\
& \Leftarrow & B \\
\mathbf{WP}[\![\texttt{x = x-y;}]\!](B) & \equiv & x > y \wedge y > 0 \wedge r > x \\
\mathbf{WP}[\![\texttt{y = y-x;}]\!](B) & \equiv & x > 0 \wedge y > x \wedge r > y
\end{array}
$$

## Wir überprüfen:

$$
\begin{array}{lcl}
\mathbf{WP}[\![\texttt{x != y}]\!](\mathbf{true}, A) & \equiv & x = y \ \vee \ A \\
& \Leftarrow & x > 0 \wedge y > 0 \wedge r = x + y \\
& \equiv & C \\
\mathbf{WP}[\![\texttt{r = x+y;}]\!](C) & \equiv & x > 0 \wedge y > 0 \\
& \Leftarrow & B \\
\mathbf{WP}[\![\texttt{x = x-y;}]\!](B) & \equiv & x > y \wedge y > 0 \wedge r > x \\
\mathbf{WP}[\![\texttt{y = y-x;}]\!](B) & \equiv & x > 0 \wedge y > x \wedge r > y \\
\mathbf{WP}[\![\texttt{y > x}]\!](\ldots, \ldots) & \equiv & (x > y \wedge y > 0 \wedge r > x) \ \vee \\
& & (x > 0 \wedge y > x \wedge r > y) \\
& \Leftarrow & x \neq y \wedge x > 0 \wedge y > 0 \wedge r = x + y \\
& \equiv & A
\end{array}
$$



## Orientierung






Weitere Propagation von $C$ durch den Kontrollfluss-Graphen komplettiert die lokal konsistente Annotation mit Zusicherungen.



Weitere Propagation von $C$ durch den Kontrollfluss-Graphen komplettiert die lokal konsistente Annotation mit Zusicherungen.

## Wir schließen:

- An den Programmpunkten 1 und 2 gelten die Zusicherungen $r > 0$ bzw. $r > x + y$.
- In jeder Iteration wird $r$ kleiner, bleibt aber stets positiv.
- Folglich wird die Schleife nur endlich oft durchlaufen

  $\Longrightarrow$ das Programm terminiert!

Weitere Propagation von $C$ durch den Kontrollfluss-Graphen komplettiert die lokal konsistente Annotation mit Zusicherungen.

### Wir schließen:

- An den Programmpunkten 1 und 2 gelten die Zusicherungen $r > 0$ bzw. $r > x + y$.
- In jeder Iteration wird $r$ kleiner, bleibt aber stets positiv.
- Folglich wird die Schleife nur endlich oft durchlaufen

  $\Longrightarrow$ das Programm terminiert!



## Allgemeines Vorgehen

- Für jede vorkommende Schleife `while (b) s` erfinden wir eine neue Variable `r`.
- Dann transformieren wir die Schleife in:

```
r = e0;
while (b) {
   assert(r>0);
   s
   assert(r > e1);
   r = e1;
}
```

für geeignete Ausdrücke `e0`, `e1`.



## Allgemeines Vorgehen

- Für jede vorkommende Schleife `while (b) s` erfinden wir eine neue Variable `r`.
- Dann transformieren wir die Schleife in:

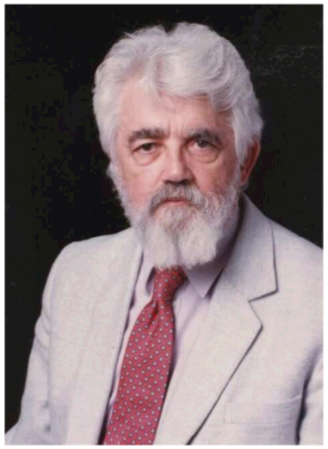
```
r = e0;
while (b) {
   assert(r>0);
   s
   assert(r > e1);
   r = e1;
}
```

für geeignete Ausdrücke `e0`, `e1`.



## 1.5 Modulare Verification und Prozeduren

Tony Hoare, Microsoft Research, Cambridge

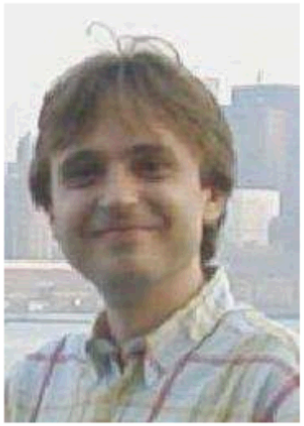


John McCarthy, Stanford



Robin Milner, Edinburgh





Xavier Leroy, INRIA, Paris



## 2.1 Die Interpreter-Umgebung

Der Interpreter wird mit `ocaml` aufgerufen...

```
seidl@linux:~> ocaml
        Objective Caml version 4.06.0
#
```

Definitionen von Variablen, Funktionen, ... können direkt eingegeben werden.

Alternativ kann man sie aus einer Datei einlesen:

```
# #use "Hallo.ml";;
```

## 2.2 Ausdrücke

```
# 3+4;;
- : int = 7
# 3+
  4;;
- : int = 7
#
```

→ Bei `#` wartet der Interpreter auf Eingabe.

→ Das `;;` bewirkt Auswertung der bisherigen Eingabe.

→ Das Ergebnis wird berechnet und mit seinem Typ ausgegeben.

Vorteil: Das Testen von einzelnen Funktionen kann stattfinden, ohne jedesmal neu zu übersetzen!



## Vordefinierte Konstanten und Operatoren

| Typ | Konstanten: Beispiele | Operatoren |
|---|---|---|
| int | `0 3 -7` | `+ - * / mod` |
| float | `-3.0 7.0` | `+. -. *. /.` |
| bool | `true false` | `not \|\| &&` |
| string | `"hallo"` | `^` |
| char | `'a' 'b'` | |



| Typ | Vergleichsoperatoren |
|---|---|
| int | `= <> < <= >= >` |
| float | `= <> < <= >= >` |
| bool | `= <> < <= >= >` |
| string | `= <> < <= >= >` |
| char | `= <> < <= >= >` |




| Typ | Vergleichsoperatoren |
|---|---|
| int | `= <> < <= >= >` |
| float | `= <> < <= >= >` |
| bool | `= <> < <= >= >` |
| string | `= <> < <= >= >` |
| char | `= <> < <= >= >` |


```
# -3.0/.4.0;;
- : float = -0.75
# "So"^" "^"geht"^" "^"das";;
- : string = "So geht das"
# 1>2 || not (2.0<1.0);;
- : bool = true
```

## 2.3 Wert-Definitionen

Mit `let` kann man eine Variable mit einem Wert belegen.

Die Variable behält diesen Wert für immer!

```
# let seven = 3+4;;
val seven : int = 7
# seven;;
- : int = 7
```

Achtung: Variablen-Namen werden klein geschrieben !!!



Eine erneute Definition für seven weist nicht seven einen neuen Wert zu, sondern erzeugt eine neue Variable mit Namen seven.

```
# let seven = 42;;
val seven : int = 42
# seven;;
- : int = 42
# let seven = "seven";;
val seven : string = "seven"
```

Die alte Definition wurde unsichtbar (ist aber trotzdem noch vorhanden!

Offenbar kann die neue Variable auch einen anderen Typ haben.



## 2.4 Komplexere Datenstrukturen

- Paare:

```
# (3,4);;
- : int * int = (3, 4)
# (1=2,"hallo");;
- : bool * string = (false, "hallo")
```

- Tupel:

```
# (2,3,4,5);;
- : int * int * int * int = (2, 3, 4, 5)
# ("hallo",true,3.14159);;
-: string * bool * float = ("hallo", true, 3.14159)
```