

Precondición más débil de ciclos

Algoritmos y Estructuras de Datos I

Repaso: Triplas de Hoare

- Consideremos la siguiente tripla de Hoare:

$$\{P\} S \{Q\}.$$

- Esta tripla es **válida** si se cumple que:
 1. Si el programa S comienza en un estado que cumple P ...
 2. ... entonces termina luego de un número finito de pasos ...
 3. ... Y además en un estado que cumple Q .

Repaso: Precondición más débil

- **Definición.** La **precondición más débil** de un programa S respecto de una postcondición Q es el predicado P más débil posible tal que $\{P\}S\{Q\}$.

- **Notación.** $wp(S, Q)$.

- Ejemplo:

$$\{wp(x := x+1, Q)\}$$

$$x := x + 1$$

$$\{Q : x \geq 7\}$$

- ¿Cuál es la precondición más débil de $x:=x+1$ con respecto a la postcondición $x \geq 7$?
- $wp(x := x+1, Q) \equiv x \geq 6$.

Repaso: Lenguaje SmallLang

- Definimos un lenguaje imperativo basado en **variables** y las siguientes instrucciones:

1. **Nada:** Instrucción **skip** que no hace nada.
2. **Asignación:** Instrucción $x := E$.

- Además, tenemos las siguientes estructuras de control:

1. **Secuencia:** **S1; S2** es un programa, si **S1** y **S2** son dos programas.
2. **Condicional:** **if B then S1 else S2 endif** es un programa, si **B** es una expresión lógica y **S1** y **S2** son dos programas.
3. **Ciclo:** **while B do S endwhile** es un programa, si **B** es una expresión lógica y **S** es un programa.

Repaso: Axiomas wp

- ▶ **Axioma 1.** $wp(x := E, Q) \equiv \text{def}(E) \wedge_L Q_E^x$.
- ▶ **Axioma 2.** $wp(\text{skip}, Q) \equiv Q$.
- ▶ **Axioma 3.** $wp(S1; S2, Q) \equiv wp(S1, wp(S2, Q))$.
- ▶ **Axioma 4.** $wp(\text{if } B \text{ then } S1 \text{ else } S2 \text{ endif}, Q) \equiv$
$$\text{def}(B) \wedge_L \left((B \wedge wp(S1, Q)) \vee \right.$$
$$\left. (\neg B \wedge wp(S2, Q)) \right)$$
- ▶ **Observación:** $wp(b[i] := e, Q) \equiv wp(b := (b; i : e), Q)$

Corrección y wp

Definición. Decimos que $\{P\} S \{Q\}$ es válida sii $P \Rightarrow wp(S, Q)$

¿Cuál es la precondition más débil?

```
{???
```

```
while (x>0) do
```

```
  x := x -1
```

```
endwhile
```

```
{x = 0}
```

$$wp(\text{while } \dots, x = 0) \equiv x \geq 0$$

¿Cuál es la precondition más débil?

```
{???
```

```
i := 0;
```

```
while (x<5) do
```

```
  x := x + 1;
```

```
  i := i + 1
```

```
endwhile
```

```
{x = 5 ∧ i = 5}
```

$$wp(i := 0; \text{while } \dots, x = 5 \wedge i = 5) \equiv x = 0$$

¿Cuál es la precondition más débil?

{???

```
while (x==5) do
  x := 5
endwhile
```

{ $x \neq 5$ }

$$wp(\text{while } \dots, x \neq 5) \equiv x \neq 5$$

¿Es válida la siguiente tripla de Hoare?

{ $n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0$ }

```
while (i <= n) do
  s := s + i;
  i := i + 1
endwhile
```

{ $s = \sum_{k=1}^n k$ }

Precondición más débil de un ciclo

- ▶ Supongamos que tenemos el ciclo **while B do S endwhile**.
- ▶ **Definición.** Definimos $H_k(Q)$ como el predicado que define el conjunto de estados a partir de los cuales la ejecución del ciclo termina en **exactamente** k iteraciones:

$$H_0(Q) \equiv \text{def}(B) \wedge \neg B \wedge Q,$$

$$H_{k+1}(Q) \equiv \text{def}(B) \wedge B \wedge wp(S, H_k(Q)) \quad \text{para } k \geq 0.$$

- ▶ **Propiedad:** Si el ciclo realiza a lo sumo k iteraciones, entonces

$$wp(\text{while B do S endwhile}, Q) \equiv \bigvee_{i=0}^k H_i(Q)$$

Ejemplo

{???

```
while (0 < i && i < 3) do
  i := i + 1
endwhile
```

{ $i = 3$ }

- ▶ A lo sumo, se va a ejecutar 2 veces el cuerpo del ciclo
- ▶ ¿Cuál es la precondition más débil?

$$\begin{aligned} & wp(\text{while } 0 < i < 3 \text{ do } i:=i+1 \text{ endwhile}, i = 3) \\ & \equiv \bigvee_{i=0}^2 H_i(i = 3) \\ & \equiv H_0(i = 3) \vee H_1(i = 3) \vee H_2(i = 3) \\ & \equiv i = 1 \vee i = 2 \end{aligned}$$

Otro ejemplo

{???

```
while (0<i && i<n) do
  i := i +1
endwhile
```

{i ≥ 0}

- ▶ ¿Cuántas veces se va a ejecutar el cuerpo del ciclo?
- ▶ ¿Podemos usar la propiedad anterior para conocer la precondition más débil?
- ▶ ¡No! Porque no podemos fijar a priori una cota superior a la cantidad de iteraciones que va a realizar el ciclo.

Precondición más débil de un ciclo

- ▶ **Intuitivamente:** $wp(\text{while B do S endwhile}, Q)$ tiene que ser una fórmula lógica capaz de capturar todos los estados tales que, luego de ejecutar el ciclo una cantidad arbitraria de veces, vale Q .

- ▶ **Axioma 5:**

$$wp(\text{while B do S endwhile}, Q) \equiv (\exists_{i \geq 0})(H_i(Q))$$

Precondición más débil de un ciclo

- ▶ Ahora tratemos de usar el **Axioma 5**:

$$\begin{aligned} wp(\text{while B do S endwhile}, Q) \\ &\equiv (\exists_{i \geq 0}) H_i(Q) \\ &\equiv H_0(Q) \vee H_1(Q) \vee H_2(Q) \vee \dots \\ &\equiv \bigvee_{i=0}^{\infty} (H_i(Q)) \end{aligned}$$

¡Es una fórmula infinitaria!

- ▶ Por lo tanto, no podemos usar mecánicamente el **Axioma 5** para demostrar la corrección de un ciclo con una cantidad no acotada a priori de iteraciones :(

Recap: Teorema del Invariante

- ▶ **Teorema.** Si $\text{def}(B)$ y existe un predicado I tal que

1. $P_C \Rightarrow I$,
2. $\{I \wedge B\} S \{I\}$,
3. $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$,

... y el ciclo termina, entonces la siguiente tripla de Hoare es válida:

$$\{P_C\} \text{ while B do S endwhile } \{Q_C\}$$

- ▶ Esta observación es un **teorema** que se deduce de la definición anterior.
- ▶ Las condiciones 1-3 garantizan la **corrección parcial** del ciclo (la hipótesis de terminación es necesaria para garantizar corrección).

Ejemplo: suma de índices

- ▶ $\{n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0\}$

```
while (i <= n) do
  s = s + i;
  i = i + 1;
endwhile
{ $s = \sum_{k=1}^n k$ }
```
- ▶ En la clase anterior identificamos los predicados necesarios para aplicar el Teorema del Invariante:
 - ▶ $P_C \equiv n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0$
 - ▶ $Q_C \equiv s = \sum_{k=1}^n k$
 - ▶ $B \equiv i \leq n$
 - ▶ $I \equiv 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k$

$$P_C \Rightarrow I$$

$$\begin{aligned}
 P_C &\equiv n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0 \\
 &\Rightarrow 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = 0 \\
 &\Rightarrow 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^0 k \\
 &\Rightarrow 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k \\
 &\equiv I
 \end{aligned}$$

Por lo tanto, podemos afirmar que $P_C \Rightarrow I$.

$$I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$$

$$\begin{aligned}
 I \wedge \neg B &\equiv 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k \wedge \neg(i \leq n) \\
 &\equiv 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k \wedge i > n \\
 &\Rightarrow 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k \wedge i = n+1 \\
 &\Rightarrow 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{n+1-1} k \wedge i = n+1 \\
 &\Rightarrow s = \sum_{k=1}^n k \equiv Q_C
 \end{aligned}$$

Por lo tanto, podemos concluir que $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$.

$$\{I \wedge B\} S \{I\}$$

Para demostrar $\{I \wedge B\} S \{I\}$ tenemos que probar que

$$I \wedge B \Rightarrow wp(S, I)$$

$$\begin{aligned}
 &wp(s := s + i; i := i + 1, 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k) \\
 &\equiv wp(s := s + i, wp(i := i + 1, 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k)) \\
 &\equiv wp(s := s + i, def(i + 1) \wedge_L (1 \leq i + 1 \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i+1-1} k)) \\
 &\equiv wp(s := s + i, 1 \leq i + 1 \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i+1-1} k) \\
 &\equiv def(s + i) \wedge_L (1 \leq i + 1 \leq n+1 \wedge s + i = \sum_{k=1}^{i+1-1} k)
 \end{aligned}$$

$$\{I \wedge B\} S \{I\}$$

$$\equiv 0 \leq i \leq n \wedge s + i = \sum_{k=1}^i k \equiv 0 \leq i \leq n \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k$$

- Nos falta probar que

$$\underbrace{(1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k)}_I \wedge \underbrace{i \leq n}_B \Rightarrow \underbrace{(0 \leq i \leq n \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k)}_{wp(S,I)}$$

- Esto es cierto ya que $i \leq n$ y $s = \sum_{k=1}^{i-1} k$ son parte del antecedente y además $1 \leq i$ implica $0 \leq i$.
- Por lo tanto podemos concluir que $\{I \wedge B\} S \{I\}$ es una tripla de Hoare válida (i.e., verdadera)

Ejemplo: suma de índices

- $\{n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0\}$
`while (i <= n) do`
 `s = s + i;`
 `i = i + 1;`
`endwhile`
 $\{s = \sum_{k=1}^n k\}$
- Con las hipótesis que probamos podemos decir que **si el ciclo siempre termina**, entonces la tripla de Hoare es válida.
- **Pero** ..., ¿no probamos que el ciclo termina!
- ¿Cómo podemos probar si dada una precondition, un ciclo siempre termina?
 - Para eso tenemos el **Teorema de terminación**.

Teorema de terminación de un ciclo

- **Teorema.** Sea \mathbb{V} el producto cartesiano de los dominios de las variables del programa y sea I un invariante del ciclo **while B do S endwhile**. Si existe una función $fv : \mathbb{V} \rightarrow \mathbb{Z}$ tal que

1. $\{I \wedge B \wedge v_0 = fv\} S \{fv < v_0\}$,
2. $I \wedge fv \leq 0 \Rightarrow \neg B$,

... entonces la ejecución del ciclo **while B do S endwhile** **siempre termina**.

- La función fv se llama **función variante** del ciclo.
- El Teorema de terminación nos permite demostrar que un ciclo termina (i.e. no se cuelga).

Ejemplo: Suma de índices

- $\{n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0\}$
`while (i <= n) do`
 `s = s + i;`
 `i = i + 1;`
`endwhile`
 $\{s = \sum_{k=1}^n k\}$
- Ya probamos que el siguiente predicado es un invariante de este ciclo.

$$I \equiv 1 \leq i \leq n+1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k$$
- ¿Cuál sería una buena función variante para este ciclo?

- ▶ Ejecutemos el ciclo con $n = 6$.

Iteración	i	s	n	n+1-i
0	1	0	6	6
1	2	1	6	5
2	3	3	6	4
3	4	6	6	3
4	5	10	6	2
5	6	15	6	1
6	7	21	6	0

- ▶ Una función variante representa una **cantidad que se va reduciendo** a lo largo de las iteraciones. En este caso es la cantidad de índices que falta sumar.
- ▶ Proponemos entonces $fv = n + 1 - i$.

Ejemplo: Suma de índices

- ▶ Veamos que se cumplen las dos condiciones del teorema.
1. Para verificar que $\{I \wedge B \wedge fv = v_0\} S \{fv < v_0\}$ para todo v_0 , calculamos $wp(S, fv < v_0)$.

$$\begin{aligned}
 & wp(s := s + 1; i := i + 1, fv < v_0) \\
 & \equiv wp(s := s + 1; i := i + 1, (n + 1 - i) < v_0) \\
 & \equiv wp(s := s + 1, wp(i := i + 1, (n + 1 - i) < v_0)) \\
 & \equiv wp(s := s + 1, def(i + 1) \wedge_L (n + 1 - (i + 1)) < v_0) \\
 & \equiv wp(s := s + 1, (n + 1 - (i + 1)) < v_0) \\
 & \equiv def(s + 1) \wedge_L n - i < v_0 \\
 & \equiv n - i < v_0
 \end{aligned}$$

- ▶ Es trivial verificar que $fv = n + 1 - i = v_0$ implica $n - i < v_0$, luego este punto queda verificado.

Ejemplo: Suma de índices

- ▶ Veamos que se cumplen las dos condiciones del teorema.
2. Verifiquemos que $I \wedge fv \leq 0 \Rightarrow \neg B$

$$\begin{aligned}
 I \wedge fv \leq 0 & \equiv \overbrace{1 \leq i \leq n + 1}^I \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k \wedge \overbrace{n + 1 - i \leq 0}^{fv \leq 0} \\
 & \Rightarrow i \leq n + 1 \wedge n + 1 - i \leq 0 \\
 & \Rightarrow i \leq n + 1 \wedge n + 1 \leq i \\
 & \Rightarrow i = n + 1 \\
 & \Rightarrow \neg(i \leq n) \\
 & \Rightarrow \neg B
 \end{aligned}$$

Ejemplo: Suma de índices

Recapitulando, sean

- ▶ $I \equiv 1 \leq i \leq n + 1 \wedge s = \sum_{k=1}^{i-1} k$
- ▶ $fv = n + 1 - i$

Ya habíamos probado que el ciclo es parcialmente correcto dado que:

1. $P_C \Rightarrow I$
2. $\{I \wedge B\} S \{I\}$
3. $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$

Y además también acabamos de probar que el ciclo siempre termina ya que:

4. $\{I \wedge B \wedge v_0 = fv\} S \{fv < v_0\}$,
5. $I \wedge fv \leq 0 \Rightarrow \neg B$,

Por lo tanto, por (1)-(5) tenemos (finalmente) que ...

Ejemplo: Suma de índices

- Que la siguiente tripla de Hoare:

$$\{P_C : n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0\}$$

```
while (i <= n) do
```

```
  s = s + i;
```

```
  i = i + 1;
```

```
endwhile
```

$$\{Q_C : s = \sum_{k=1}^n k\}$$

es una tripla de Hoare **válida!**

- Esto significa que:

1. Si el ciclo comienza en un estado que cumple P_C
2. ... entonces termina luego de un número finito de pasos
3. y además en un estado que cumple Q_C

Intervalo

Break!

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

- ¿Es válida la siguiente tripla de Hoare?

- $\{n \geq 0 \wedge k = 0\}$

```
while( (k+1) * (k+1) <= n ) do
```

```
  k:=k+1
```

```
endwhile
```

$$\{k^2 \leq n < (k+1)^2\}$$

- Por ejemplo, con $n = 15$:

Iteración	n	k	k^2	$(k+1)^2$
0	15	0	0	1
1	15	1	1	4
2	15	2	4	9
3	15	3	9	16

$$\{n \geq 0 \wedge k = 0\}$$

```
while( (k+1) * (k+1) <= n ) do
```

```
  k:=k+1
```

```
endwhile
```

$$\{k^2 \leq n < (k+1)^2\}$$

- $P_C \equiv k = 0 \wedge n \geq 0$,
- $Q_C \equiv k^2 \leq n < (k+1)^2$.
- $B \equiv (k+1)^2 \leq n$
- $I \equiv ?$

$$B \equiv (k+1)^2 \leq n$$

$$\neg B \equiv n < (k+1)^2$$

Para que se cumpla Q_C al final de ciclo, ¿qué se debe cumplir siempre?

$$I \equiv k^2 \leq n$$

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

- ▶ Sean los siguientes predicados:

- ▶ $P_C \equiv k = 0 \wedge n \geq 0$,
- ▶ $Q_C \equiv k^2 \leq n < (k+1)^2$.
- ▶ $B \equiv (k+1)^2 \leq n$
- ▶ $I \equiv k^2 \leq n$

- ▶ Volviendo a los valores para $n = 15$:

Iteración	n	k	k^2	$(k+1)^2$	$k^2 \leq n$
0	15	0	0	1	V
1	15	1	1	4	V
2	15	2	4	9	V
3	15	3	9	16	V

Por lo tanto, parece que $I \equiv k^2 \leq n$ es un buen candidato a invariante.

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

- ▶ Para probar que se cumplen las condiciones del Teorema del Invariante tenemos que demostrar formalmente que se cumple:

1. $P_C \Rightarrow I$
2. $\{I \wedge B\} S \{I\}$
3. $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

1. $P_C \Rightarrow I$?

$$\begin{aligned} P_C &\equiv n \geq 0 \wedge k = 0 \\ &\Rightarrow n \geq 0 \wedge k = 0 \wedge k^2 = 0 \\ &\Rightarrow k^2 \leq n \\ &\equiv I \end{aligned}$$

- ▶ $P_C \Rightarrow I$ es trivial, recordando que la precondition dice $n \geq 0$, y que podemos usar esta información en cualquier momento dado que n es constante en el algoritmo:

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

3. $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$?

$$\begin{aligned} I \wedge \neg B &\equiv k^2 \leq n \wedge \neg((k+1)^2 \leq n) \\ &\Rightarrow k^2 \leq n < (k+1)^2 \end{aligned}$$

- ▶ $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$ también es directo.

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

2. Finalmente, tenemos que demostrar que $\{I \wedge B\} S \{I\}$, para lo cual debemos probar que:

$$I \wedge B \Rightarrow wp(S, I).$$

- Calculamos:

$$\begin{aligned} wp(k := k+1, I) &\equiv def(k+1) \wedge I_{k+1}^k \\ &\equiv \text{true} \wedge (k+1)^2 \leq n \\ &\equiv (k+1)^2 \leq n \end{aligned}$$

- Ahora tenemos que probar que:

$$\underbrace{k^2 \leq n}_I \wedge \underbrace{(k+1)^2 \leq n}_B \Rightarrow \underbrace{(k+1)^2 \leq n}_{wp(S, I)}$$

... y lo cual es trivialmente cierto ya que el consecuente está en el antecedente.

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

- Ya que probamos
 - $P_C \Rightarrow I$
 - $\{I \wedge B\} S \{I\}$
 - $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$
- usando el teorema del invariante pudimos probar que (si el ciclo termina), se cumple Q_C .
- Ya probamos que $I \equiv k^2 \leq n$ es un invariante del ciclo.
- ¡Pero **no probamos** todavía que la ejecución del ciclo termina!

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

- La **función variante** representa una cantidad que se va reduciendo.
- En este caso se va reduciendo la distancia entre k y el resultado esperado. Pero... ¿Cuál la condición para que se detenga el ciclo?
 - $B \equiv (k+1)^2 \leq n$
 - Necesitamos que $fv \leq 0$ implique $\neg((k+1)^2 \leq n)$
- Por lo que proponemos entonces:

$$fv = n - (k+1)^2 + 1$$

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

- Sea la siguiente función candidato a función variante:

$$fv = n - (k+1)^2 + 1$$

- Veamos como evoluciona con los valores para $n = 15$

Iteración	n	k	k^2	$(k+1)^2$	$fv = n - (k+1)^2 + 1$
0	15	0	0	1	15-1+1=15
1	15	1	1	4	15-4+1=12
2	15	2	4	9	15-9+1=7
3	15	3	9	16	15-16+1=0

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

- Con esta definición de fv , veamos si se cumplen las dos condiciones del Teorema de Terminación:

1. $\{I \wedge B \wedge fv = v_0\} S \{fv < v_0\}$
2. $I \wedge fv \leq 0 \Rightarrow \neg B$

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

- $\{I \wedge B \wedge fv = v_0\} S \{fv < v_0\}$?

Para demostrarlo tenemos que probar que:

$$I \wedge B \wedge fv = v_0 \Rightarrow wp(S, fv < v_0)$$

Partimos de la definición de la wp :

$$\begin{aligned} wp(k := k+1, n - (k+1)^2 + 1 < v_0) \\ \equiv \text{def}(k+1) \wedge n - (k+1+1)^2 + 1 < v_0 \\ \equiv n - (k+2)^2 + 1 < v_0 \end{aligned}$$

... como $fv = v_0$ equivale a $n - (k+1)^2 + 1$, reemplazamos v_0 con esa expresión

$$\begin{aligned} \equiv n - (k+2)^2 + 1 < n - (k+1)^2 + 1 \\ \equiv -(k+2)^2 < -(k+1)^2 \end{aligned}$$

Lo cual es verdadero. Por lo tanto, demostramos que $I \wedge B \wedge fv = v_0 \Rightarrow wp(S, fv < v_0)$.

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

2. $I \wedge fv \leq 0 \Rightarrow \neg B$?

$$\begin{aligned} I \wedge fv \leq 0 &\equiv k^2 \leq n \wedge n - (k+1)^2 + 1 \leq 0 \\ &\equiv k^2 \leq n \wedge n \leq (k+1)^2 - 1 \\ &\Rightarrow k^2 \leq n \wedge n \leq (k+1)^2 - 1 < (k+1)^2 \\ &\Rightarrow n < (k+1)^2 \\ &\equiv \neg B \end{aligned}$$

- Por lo tanto, probamos que $I \wedge fv \leq 0 \Rightarrow \neg B$
- Ya que se cumplen sus hipótesis, por el teorema de terminación podemos concluir que el ciclo siempre termina.

Otro ejemplo: Aproximación de la raíz cuadrada

- Finalmente, probamos que:

1. $P_C \Rightarrow I$
2. $\{I \wedge B\} S \{I\}$
3. $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$
4. $\{I \wedge v_0 = fv\} S \{fv < v_0\}$
5. $I \wedge fv \leq 0 \Rightarrow \neg B$

- Entonces, por (1)-(5), se cumplen las hipótesis de ambos teoremas (teorema del invariante + teorema de terminación).
- Por lo tanto, la tripla de Hoare es válida (i.e., dada P_C , el ciclo siempre termina y vale Q_C)

Recap #1: Teorema del invariante

► **Teorema.** Si $\text{def}(B)$ y existe un predicado I tal que

1. $P_C \Rightarrow I$,
2. $\{I \wedge B\} S \{I\}$,
3. $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$,

... y **el ciclo termina**, entonces la siguiente tripla de Hoare es válida:

$$\{P_C\} \text{ while } B \text{ do } S \text{ endwhile } \{Q_C\}$$

Recap #2: Teorema de terminación de un ciclo

► **Teorema.** Sea \mathbb{V} el producto cartesiano de los dominios de las variables del programa y sea I un invariante del ciclo **while B do S endwhile**. Si existe una función $fv : \mathbb{V} \rightarrow \mathbb{Z}$ tal que

1. $\{I \wedge B \wedge v_0 = fv\} S \{fv < v_0\}$,
2. $I \wedge fv \leq 0 \Rightarrow \neg B$,

... entonces la ejecución del ciclo **while B do S endwhile** **siempre termina**.

► La función fv se llama **función variante** del ciclo.

Teorema de corrección de un ciclo

► **Teorema.** Sean un predicado I y una función $fv : \mathbb{V} \rightarrow \mathbb{Z}$ (donde \mathbb{V} es el producto cartesiano de los dominios de las variables del programa), y supongamos que $I \Rightarrow \text{def}(B)$. Si

1. $P_C \Rightarrow I$,
2. $\{I \wedge B\} S \{I\}$,
3. $I \wedge \neg B \Rightarrow Q_C$,
4. $\{I \wedge B \wedge v_0 = fv\} S \{fv < v_0\}$,
5. $I \wedge fv \leq 0 \Rightarrow \neg B$,

... entonces la siguiente tripla de Hoare es válida:

$$\{P_C\} \text{ while } B \text{ do } S \text{ endwhile } \{Q_C\}$$

Teorema de corrección de un ciclo

► El **teorema de corrección de un ciclo** nos permite demostrar la validez de una tripla de Hoare cuando el programa es un ciclo.

► Por definición, si probamos que:

$$\{P_C\} \text{ while } B \text{ do } S \text{ endwhile } \{Q_C\}$$

... entonces probamos que:

$$P_C \Rightarrow wp(\text{ while } B \text{ do } S \text{ endwhile } , Q_C)$$

► **¡Cuidado!** Probar lo anterior no significa haber obtenido un **predicado** que caracteriza a la **precondición más débil** del ciclo:

$$wp(\text{while } B \text{ do } S \text{ endwhile}, Q_C)$$

Programas con ciclos

- ▶ En general, no se puede definir un **mecanismo efectivo** para obtener una fórmula cerrada que represente la precondition más débil de un ciclo.
- ▶ Entonces, ¿cómo hacemos para probar la corrección y terminación de un programa que **incluye** ciclos intercalados con otras instrucciones?

Programas con ciclos

- ▶ Supongamos que tenemos la siguiente tripla de Hoare:

```

{Pre : n ≥ 0}
s := 0;
i := 1;
while i ≤ n do
  s := s + i;
  i := i + 1
endwhile;
result := s
{Post : result = ∑k=1n k}

```

- ▶ Para demostrar que es válida necesitamos probar que es válida la fórmula:

$$\underbrace{n \geq 0}_{Pre} \Rightarrow wp(s := 0; i := 1; \text{while } \dots; \text{result} := s, \overbrace{\text{result} = \sum_{k=1}^n k}^{Post})$$

Demostrando programas con ciclos

$$\begin{aligned}
 n \geq 0 &\Rightarrow wp(s := 0; i := 1; \text{while } \dots; \text{result} := s, \text{result} = \sum_{k=1}^n k) \\
 &\equiv wp(s := 0; i := 1; \text{while } \dots, wp(\text{result} := s, \text{result} = \sum_{k=1}^n k)) \\
 &\equiv wp(s := 0; i := 1; wp(\text{while } \dots, s = \sum_{k=1}^n k))
 \end{aligned}$$

Como no podemos aplicar el Axioma 5 (no está acotado el número de iteraciones), ¿qué podemos hacer entonces?

Recap: Suma de índices

- ▶ Antes probamos que la siguiente tripla es válida:

```

{PC : n ≥ 0 ∧ i = 1 ∧ s = 0}
while (i ≤ n) do
  s = s + i;
  i = i + 1;
endwhile
{QC : s = ∑k=1n k}

```

- ▶ Por lo tanto, sabemos que se cumple que:

$$\underbrace{(n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0)}_{P_C} \Rightarrow wp(\text{while } \dots, \underbrace{s = \sum_{k=1}^n k}_{Q_C})$$

Demostrando programas con ciclos

- Para poder usar que:

$$\underbrace{(n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0)}_{P_C} \Rightarrow wp(\text{while } \dots, \underbrace{s = \sum_{k=1}^n k}_{Q_C})$$

- ... necesitamos probar que efectivamente el programa cumple $n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0$ antes de que comience la ejecución del `while`.
- En otras palabras, necesitamos probar que:

$$\underbrace{n \geq 0}_{Pre} \Rightarrow wp(s := 0; i := 1, \underbrace{n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0}_{P_C})$$

- ¿Es esto verdadero?

Demostrando programas con ciclos

$$\begin{aligned} n \geq 0 &\Rightarrow wp(s := 0; i := 1, n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0) \\ &\equiv wp(s := 0, wp(i := 1, n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0)) \\ &\equiv wp(s := 0, n \geq 0 \wedge 1 = 1 \wedge s = 0) \\ &\equiv wp(s := 0, n \geq 0 \wedge s = 0) \\ &\equiv n \geq 0 \wedge 0 = 0 \\ &\equiv n \geq 0 \\ &\text{Verdadero} \end{aligned}$$

Demostrando programas con ciclos

Por lo tanto, ya demostramos que:

$$\underbrace{n \geq 0}_{Pre} \Rightarrow wp(s := 0; i := 1, \underbrace{n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0}_{P_C})$$

- A esto llamémoslo **Lema 1**
- Y además probamos que:

$$\underbrace{(n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0)}_{P_C} \Rightarrow wp(\text{while } \dots, \underbrace{s = \sum_{k=1}^n k}_{Q_C})$$

- A esto otro llamémoslo **Lema 2**
- Entonces, ¿qué propiedad que vimos la clase pasada podemos usar?
- ¡Corolario de la monotonía de la wp!

Recap: Corolario de la monotonía de la wp

- **Corolario:** Si
 - $P \Rightarrow wp(S1, Q)$,
 - $Q \Rightarrow wp(S2, R)$,
 entonces
 - $P \Rightarrow wp(S1; S2, R)$.

Lema 3

► Tenemos que:

1. $n \geq 0 \Rightarrow wp(s := 0; i := 1, n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0)$,
2. $(n \geq 0 \wedge i = 1 \wedge s = 0) \Rightarrow wp(\text{while } \dots, s = \sum_{k=1}^n k)$.

► Entonces, por el corolario de la monotonía de la wp podemos concluir que:

$$n \geq 0 \Rightarrow wp(s := 0; i := 1; \text{while } \dots, s = \sum_{k=1}^n k)$$

Demostrando programas con ciclos

► Volviendo a lo que habíamos desarrollado anteriormente:

$$n \geq 0 \Rightarrow wp(s := 0; i := 1; \text{while } \dots; \text{result} := s, \text{result} = \sum_{k=1}^n k)$$

$$n \geq 0 \Rightarrow wp(s := 0; i := 1; \text{while } \dots, wp(\text{result} := s, \text{result} = \sum_{k=1}^n k))$$

$$n \geq 0 \Rightarrow wp(s := 0; i := 1; wp(\text{while } \dots, s = \sum_{k=1}^n k))$$

► Ahora, por **Lema 3**, esto es verdadero.

► Por lo tanto, probamos que es verdadero que:

$$\underbrace{n \geq 0}_{Pre} \Rightarrow wp(s := 0; i := 1; \text{while } \dots; \text{result} := s, \overbrace{\text{result} = \sum_{k=1}^n k}^{Post})$$

Programas con ciclos

De este modo, probamos que la siguiente tripla de Hoare es válida:

$\{Pre : n \geq 0\}$

```
s := 0;
i := 1;
while i <= n do
  s := s + i;
  i := i + 1
endwhile;
result := s
```

$\{Post : \text{result} = \sum_{k=1}^n k\}$

Guía para demostrar programas con ciclos

Cuando tenemos programas con ciclos: $S1; \text{while } \dots; S3$

1. Aplicamos los axiomas de wp hasta que no podemos aplicar ninguno y obtenemos Q_C .
2. Probamos que la tripla de Hoare que contiene al ciclo es verdadera. Esto nos permite concluir que $P_C \Rightarrow wp(\text{while } \dots, Q_C)$.
3. Utilizamos el corolario de la monotonía de wp para concluir que $Pre \Rightarrow wp(S1; \text{while } \dots, Q_C)$ es verdadero.
4. Esto finalmente nos permite demostrar que $Pre \Rightarrow wp(S1, \text{while } \dots; S3, Post)$ es verdadera.

Recap: SmallLang

- ▶ Para las demostraciones de corrección, introducimos un **lenguaje sencillo** y con menos opciones (mucho más simple que C++). Llamemos **SmallLang** a este lenguaje.
- ▶ SmallLang tiene únicamente:
 - ▶ Nada: skip
 - ▶ Asignación: $x := E$
 - ▶ Secuencia: $S1; S2$
 - ▶ Condicional: $\text{if } B \text{ then } S1 \text{ else } S2 \text{ endif}$
 - ▶ Ciclo: $\text{while } B \text{ do } S \text{ endwhile}$
- ▶ No posee memoria dinámica (punteros), aliasing, llamados a función, estructura for, etc.

C++ → SmallLang

Pero dado un programa en C++ podemos traducirlo a SmallLang preservando su semántica (comportamiento).

Por ejemplo:

Versión C++	Versión SmallLang
	1 $i:=0;$
	2 while ($i < s.size()$) do
1 for ($\text{int } i=0; i < s.size(); i++$) {	3 if ($s[i]==0$)
2 if ($s[i]==0$) {	4 $s[i]:=s[i]+1$
3 $s[i]++;$	5 else
4 }	6 skip
5 }	7 endif ;
	8 $i:=i+1$
	9 endwhile

Ambos programas tienen el mismo comportamiento.

Corrección de programas en C++

Para demostrar la corrección de un programa en C++ con respecto a una especificación, podemos:

1. Traducir el programa C++ a SmallLang preservando su comportamiento.
2. Demostrar la corrección del programa en SmallLang con respecto a la especificación.
3. Entonces, probamos la corrección del comportamiento del programa original.

Bibliografía

- ▶ David Gries - The Science of Programming
 - ▶ Part II - The Semantics of a Small Language
 - ▶ Chapter 11 - The Iterative Command