

# Programación Imperativa

Programación Avanzada-UNRC  
**Pablo Castro**

# Estados y Predicados

- La programación imperativa se basa en la noción de estado y variables.
- Cada programa imperativo utiliza un conjunto de variables:  $x, y, z, \dots$
- Un estado en la ejecución de un programa imperativo es una asignación de valores a sus variables.
- Las instrucciones nos permiten cambiar de estados.

```
program example(output);  
var i : integer;  
var j : integer;  
....
```

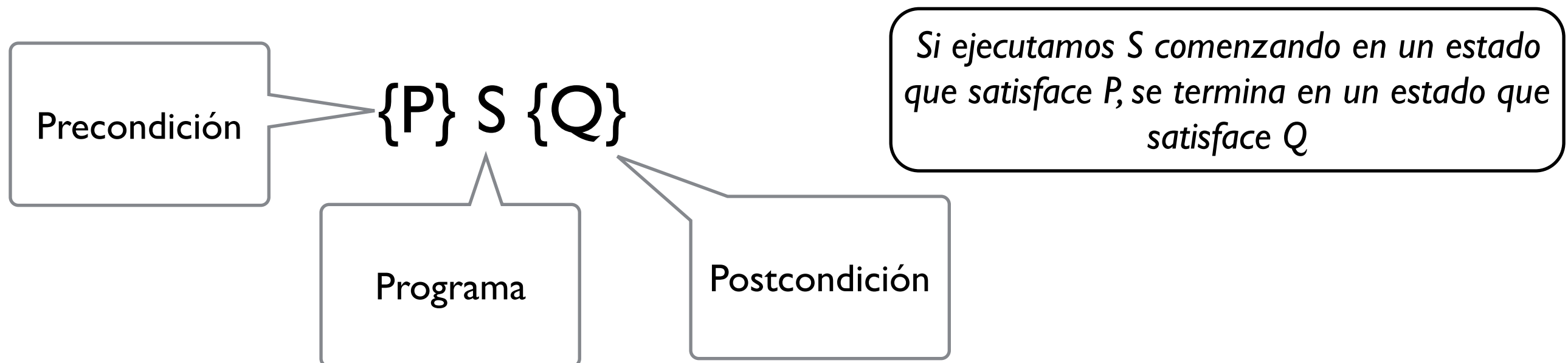
Posible Estado:  
 $\{(i,2),(j,3)\}$

Variables:  $i, j$

# Especificando Programas Imperativos

- A Diferencia de funcional la ejecución de un programa imperativo produce cambios de estado.
- En este caso una especificación indica el estado en que esperamos que termine un programa (**postcondición**), dada cierta condición inicial (**precondición**).

Escribimos una especificación de la siguiente forma:



# Pre y Postcondiciones

- Las pre/post-condiciones son predicados lógicos (proposicionales o de primer orden).
- Los programas son escritos en cualquier lenguaje imperativo: Pascal, C, Java, etc.

Ejemplo:

$\{\text{True}\}S\{x=y\}$

*El programa  $S$  debe terminar satisfaciendo  $x=y$ , para cualquier valor de  $x$  e  $y$*

# Estados y Predicados

Dado un estado  $s$ , diremos que se cumple:

$$s \models P$$

*Cuando los valores asignados por  $s$  a las variables hacen  $P$  verdadero.*

$$\{(x, 5), (y, 10)\} \models y = x + 5$$



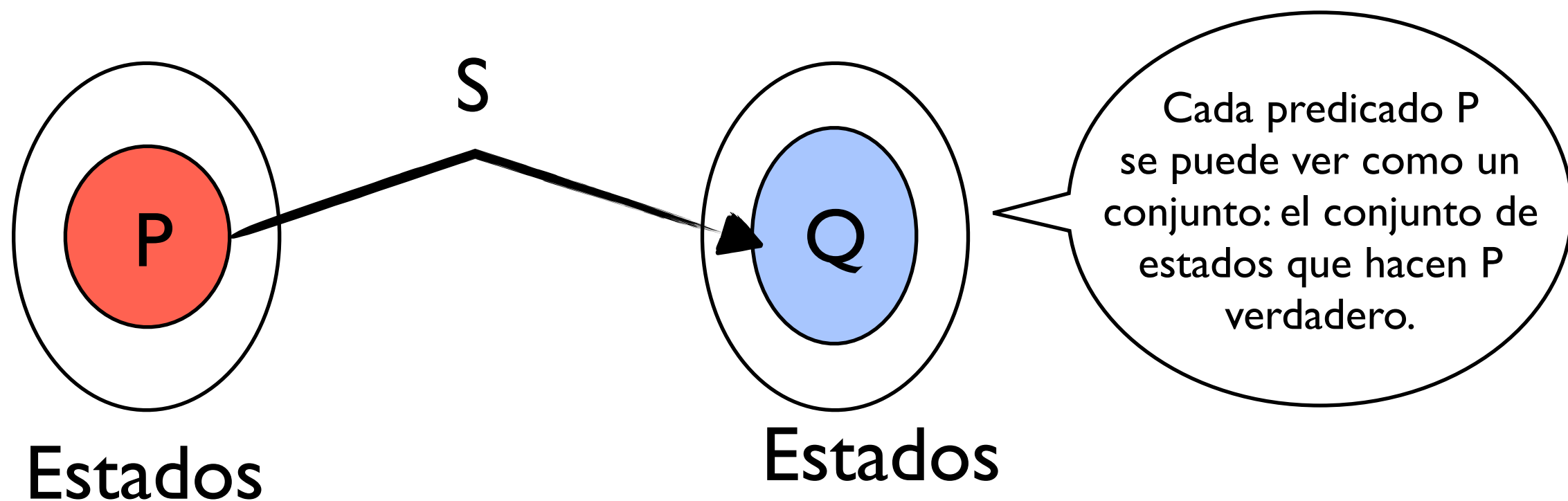
Estado



Predicado

# Ternas de Hoare y Conjuntos

Podemos interpretar  $\{P\}S\{Q\}$  utilizando conjuntos:



$\{P\}S\{Q\}$  se cumple si siempre que partimos de algún estado del conjunto P, se llega por S a un estado que pertenece a Q

# Predicados Universalmente Validos

Diremos que:

$[P]$

P es un predicado

Cuando:

$\langle \forall s : s \text{ es estado} : s \models P \rangle$

Todo estado  
satisface P

Por ejemplo:

$[0 = 1 \Rightarrow x = y]$

Es verdadero  
independientemente  
de x e y

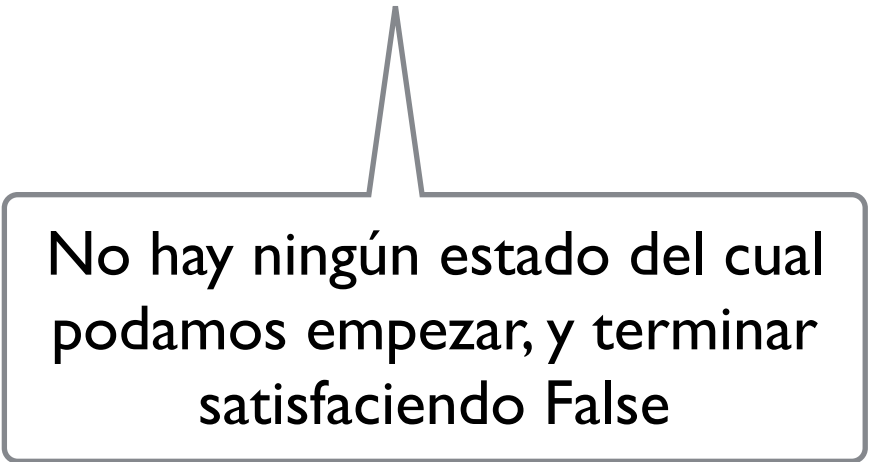
# Ternas de Hoare

Una terna de Hoare es:

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

Estas ternas cumplen ciertas propiedades lógicas:

- Exclusión de milagros:  $\{P\}S\{False\} \equiv [P \equiv False]$



No hay ningún estado del cual  
podamos empezar, y terminar  
satisfaciendo False



# Propiedades de la ternas de Hoare

- Fortalecimiento de la precondition:

$$\{P\}S\{Q\} \wedge [P_0 \Rightarrow P] \Rightarrow \{P_0\}S\{Q\}$$

Ejemplo:

$$\{x = 2 \vee x = 5\}S\{Q\} \Rightarrow \{x = 2\}S\{Q\}$$

Si el programa S, cuando empieza en un estado satisfaciendo P, termina en un estado satisfaciendo Q, y  $P_0$  es más fuerte que P. Entonces, si empezamos en un estado satisfaciendo  $P_0$ , también garantizaremos Q

- Debilitamiento de la postcondición:

$$\{P\}S\{Q\} \wedge [Q \Rightarrow Q_0] \Rightarrow \{P\}S\{Q_0\}$$

Ejemplo:

$$\{P\}S\{x = 2\} \Rightarrow \{P\}S\{x = 2 \vee x = 5\}$$

Si el programa S, cuando empieza en un estado satisfaciendo P, termina en un estado satisfaciendo Q, y  $Q_0$  es más débil que Q. Entonces, si empezamos en un estado satisfaciendo P, también garantizaremos  $Q_0$ .

# Propiedades de la ternas de Hoare (cont.)

- Conjunción de postcondición:

$$\{P\}S\{Q\} \wedge \{P\}S\{Q'\} \equiv \{P\}S\{Q \wedge Q'\}$$

Si el programa S, cuando empieza en un estado satisfaciendo P, podemos asegurar postcondiciones Q y Q'. Entonces podemos asegurar  $Q \wedge Q'$

- Disyunción de la precondición:

$$\{P\}S\{Q\} \wedge \{P'\}S\{Q\} \equiv \{P \vee P'\}S\{Q\}$$

Dado un estado satisfaciendo P, S garantiza Q, y dado un estado satisfaciendo P', S también garantiza Q. Entonces, partiendo de un estado satisfaciendo  $P \vee P'$ , S también garantiza Q.

# El Transformador de Predicados $wp$

Para cada comando  $S$ , podemos definir una función

$$wp.S : Predicados \rightarrow Predicados$$

Dado un predicado  $Q$ ,  $wp.S$  devuelve el predicado (precondición) más débil que cumple:

$$\{WP.S.Q\} S \{Q\}$$

Es decir,  $wp.S.Q$  cumple:

$$1. \{wp.S.Q\} S \{Q\}$$

$$2. \langle \forall P' :: \{P'\} S \{Q\} \Rightarrow (P' \Rightarrow wp.S.Q) \rangle$$

# El Transformador de predicados $wp(cont)$

La función  $wp$  nos permite probar  $\{P\}S\{Q\}$ :

$$\{P\}S\{Q\} \equiv [P \Rightarrow wp.S.Q]$$

Usando esta propiedad podemos decir que un programa  $\{P\}S\{Q\}$  es correcto cuando se cumple:  $[P \Rightarrow wp.S.Q]$

Podemos escribir las reglas anteriores de la siguiente forma:

1.  $[wp.S.False \equiv False]$
2.  $[wp.S.Q \wedge wp.S.R \equiv wp.S.(Q \wedge R)]$
3.  $[wp.S.Q \vee wp.S.R \Rightarrow wp.S.(Q \vee R)]$

# Un pequeño lenguaje Imperativo

Tendremos 3 clases de variables:

- *Constantes*: sirven para hablar de los valores de las variables.
- *Variables* de programación.
- *Variables* cuantificadas.

```
begin
  cons X,Y: Int;
  var x,y: Int;
  { $X > 0 \wedge Y > 0 \wedge x = X \wedge y = Y$ }
  S
  { $x = \text{mcd}.X.Y$ }
end
```

# La sentencia *skip*

La sentencia *skip* nos devuelve el mismo estado:

- $wp.skip.Q \equiv Q$
- $\{P\}skip\{Q\} \equiv [P \Rightarrow Q]$

El programa:

```
begin  
  {x ≥ 1}  
  skip  
  {x ≥ 0}  
end
```

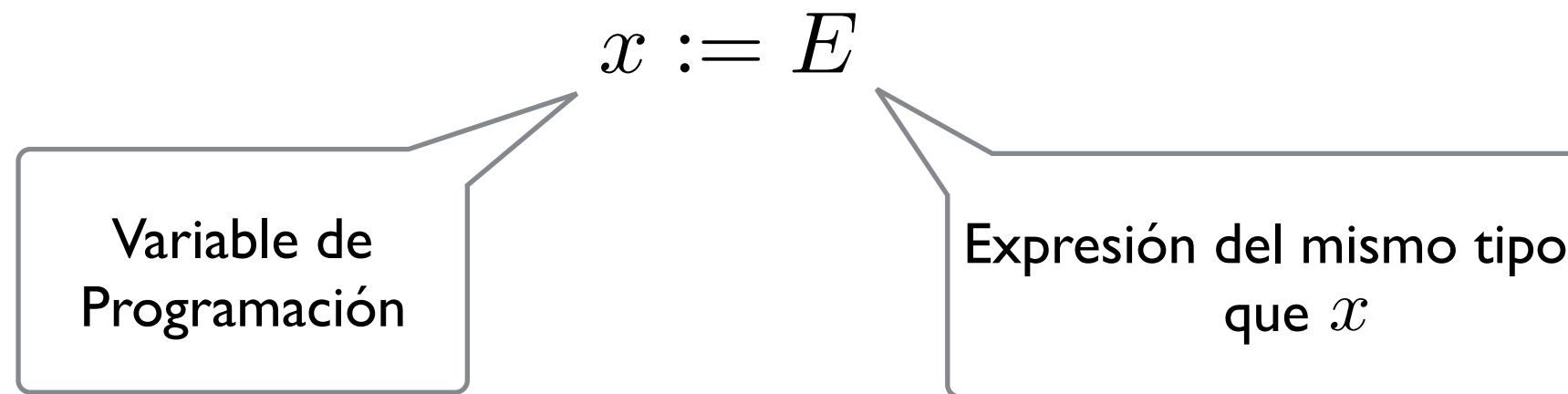
es correcto ya que:

$$[x \geq 1 \Rightarrow x \geq 0]$$

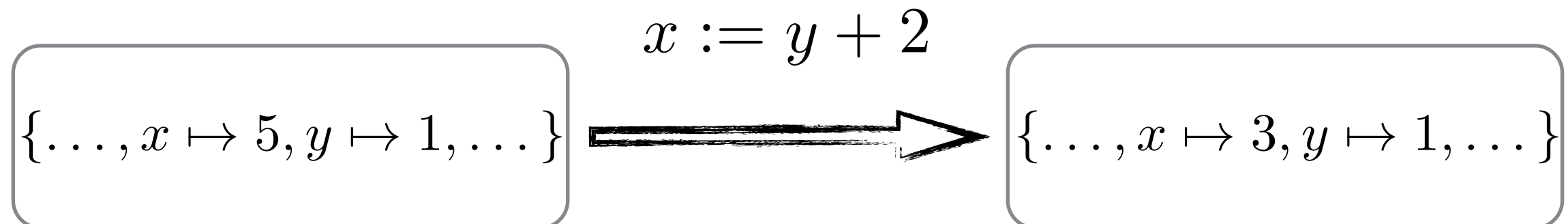
El *skip* tiene la misma  
utilidad que el 0 en  
aritmética!

# La Asignación

La asignación es una de las sentencias más importantes:



El efecto de un asignación es cambiar el valor de una variable:



# La Asignación (cont.)

Lo mínimo que requerimos para que  $Q$  sea verdadero después de  $S$  es  $Q[x := E]$ .

Sustitución

$$[wp.(x := E).Q \equiv Q(x := E)]$$

Es decir, para que  $\{P\}S\{Q\}$  sea verdadero,  $P$  debe ser más fuerte que  $Q[x := E]$ :

$$\{P\}x := E\{Q\} \equiv [P \Rightarrow Q[x := E]]$$

También utilizaremos la asignación de varias variables:

$$x, y, z := x + 1, y * 2, z + 10$$



# Ejemplo

Supongamos que queremos demostrar:

$$\{true\}x, y := x + 1, x + 2\{y = x + 1\}$$

Veamos:

$$[true \Rightarrow (y = x + 1)[x, y := x + 1, x + 2]]$$

$$\equiv [\text{Lógica}]$$

$$[(y = x + 1)[x, y := x + 1, x + 2]]$$

$$\equiv [\text{Sustitución}]$$

$$x + 2 = x + 1 + 1$$

$$\equiv [\text{Arit.}]$$

$$true$$

# La composición

La composición (o secuencia) nos permite escribir secuencias de acciones:

$S; S'$

Primero se ejecuta  $S$  y  
luego se ejecuta  $S'$

Para probar una composición, tenemos que encontrar un predicado intermedio:

$$\{P\}S; S'\{Q\} \equiv \exists R : \{P\}S\{R\} \wedge \{R\}S'\{Q\}$$

Para calcular el wp de  $S; S'$ , primero calculamos el wp de  $S'$  y luego la precondición de  $S$

$$wp.(S; S').Q \equiv wp.S.(wp.S'.Q)$$

# Ejemplo:

**Problemas:**  $\{x > y\} x := x + 1; y := y + 1 \{x > y\}$

$$x > y \Rightarrow wp.(x := x + 1; y := y + 1).(x > y)$$

$$\equiv [\text{def. wp}]$$

$$x > y \Rightarrow wp.x := x + 1.(wp.y := y + 1.(x > y))$$

$$\equiv [\text{def. wp}]$$

$$x > y \Rightarrow wp.x := x + 1.(x > y + 1)$$

$$\equiv [\text{Aritmética}]$$

$$x > y \Rightarrow (x + 1 > y + 1)$$

**También podemos encontrar un predicado intermedio para demostrar la corrección:**

$$\{x > y\} x := x + 1; \{x > y + 1\} x := y + 1 \{x > y\}$$

# La Sentencia “If”

Una de las sentencias importantes es la alternativa, nos permite definir alternativas de ejecución:

$$\begin{array}{l} \textit{if } B_0 \rightarrow S_0 \\ \square B_1 \rightarrow S_1 \\ \vdots \\ \square B_n \rightarrow S_n \\ \textit{fi} \end{array}$$

Guardas

Comandos

De todos los comandos  $S_i$  cuya guarda  $B_i$  es verdadera, se elige uno de forma no-determinista y se lo ejecuta

Este programa devuelve:

$$\begin{array}{l} x = cara \\ \text{ó} \\ x = seca \end{array}$$
$$\{True\}$$
$$\begin{array}{l} \textit{if } True \rightarrow x := cara \\ \square True \rightarrow x := seca \\ \{x = cara \vee x = seca\} \end{array}$$

# La Sentencia “If” (cont)

Para probar la corrección:

- Se debe probar que alguna guarda es verdadera.
- Se debe probar que todas las alternativas son correctas.

$$\begin{array}{l} \{P\} \\ \text{if } B_0 \rightarrow S_0 \\ \square B_1 \rightarrow S_1 \\ \vdots \\ \square B_n \rightarrow S_n \\ \{Q\} \end{array} \equiv \begin{array}{l} [P \Rightarrow B_0 \vee \dots \vee B_n \\ \wedge \\ \{P \wedge B_0\} S_0 \{Q\} \\ \wedge \\ \vdots \\ \wedge \\ \{P \wedge B_n\} S_n \{Q\}] \end{array}$$

Se ejecuta al menos una  
guarda

Cada alternativa  
es correcta

En cuanto al wp:

$$wp.\text{if}.Q \equiv [(B_0 \vee B_1 \vee \dots \vee B_n) \wedge (B_0 \Rightarrow wp.S_0.Q) \wedge \dots \wedge (B_n \Rightarrow wp.S_n.Q)]$$

# Probando la corrección del If

Para demostrar un if, tenemos:

I.  $[P \Rightarrow B_0 \vee \dots \vee B_n]$

II.  $[P \wedge B_i \Rightarrow wp.S_i.Q]$

Para toda rama del IF

Por ejemplo:

$[x = X \wedge y = Y \Rightarrow x < y \vee x \geq y]$

$\{x = X \wedge y = Y\}$

$if\ x < y \rightarrow x := y$

$[x < y \wedge (x = X \wedge y = Y) \Rightarrow wp.(x := y).((x = X \vee x = Y) \wedge x \geq X \wedge x \geq Y)]$

$\square\ x \geq y \rightarrow skip$

$[x \geq y \wedge (x = X \wedge y = Y) \Rightarrow wp.(skip).((x = X \vee x = Y) \wedge x \geq X \wedge x \geq Y)]$

$\{(x = X \vee x = Y) \wedge x \geq X \wedge x \geq Y\}$

# Derivando Programas

Consideremos el siguiente programa:

$$\{q = a * c \wedge w = c^2\} a, q := a + c, E \{q = a * c\}$$

Encontremos un  
valor para E:

$$[q = a * c \wedge w = c^2 \Rightarrow wp.(a, q := a + c, E).(q = a * c)]$$

$$\equiv [\text{Def.wp}]$$

$$[q = a * c \wedge w = c^2 \Rightarrow E = (a + c) * c]$$

$$\equiv [\text{Aritmética}]$$

$$[q = a * c \wedge w = c^2 \Rightarrow E = a * c + c^2]$$

$$\equiv [\text{Leibniz}]$$

$$[q = a * c \wedge w = c^2 \Rightarrow E = a * c + w]$$

$$\Leftarrow [\text{Lógica}]$$

$$E = q + w$$

Encontramos E!

# Calculando If's

Si tenemos una especificación:  $\{P\}S\{Q\}$  podemos desarrollar un *If* cuando:

1.  $P \Rightarrow B_0 \vee \dots \vee B_n$ , para algunos predicados  $B_i$

2.  $\{P \wedge B_i\}S_i\{Q\}$ , para cada  $i$

En este caso obtendremos el programa:

$$\begin{array}{l} if\ B_0 \rightarrow S_0 \\ \vdots \\ \square B_n \rightarrow S_n \\ fi \end{array}$$



# Equivalencia de Programas

Dos programas  $S$  y  $T$  se dicen equivalentes ( $S = T$ ) cuando:

$$\langle \forall Q :: wp.S.Q = wp.T.Q \rangle$$

Es decir, cuando sus precondiciones más débiles son siempre las mismas. Ejemplos:

$x := x = skip$

$skip; S = S; skip$

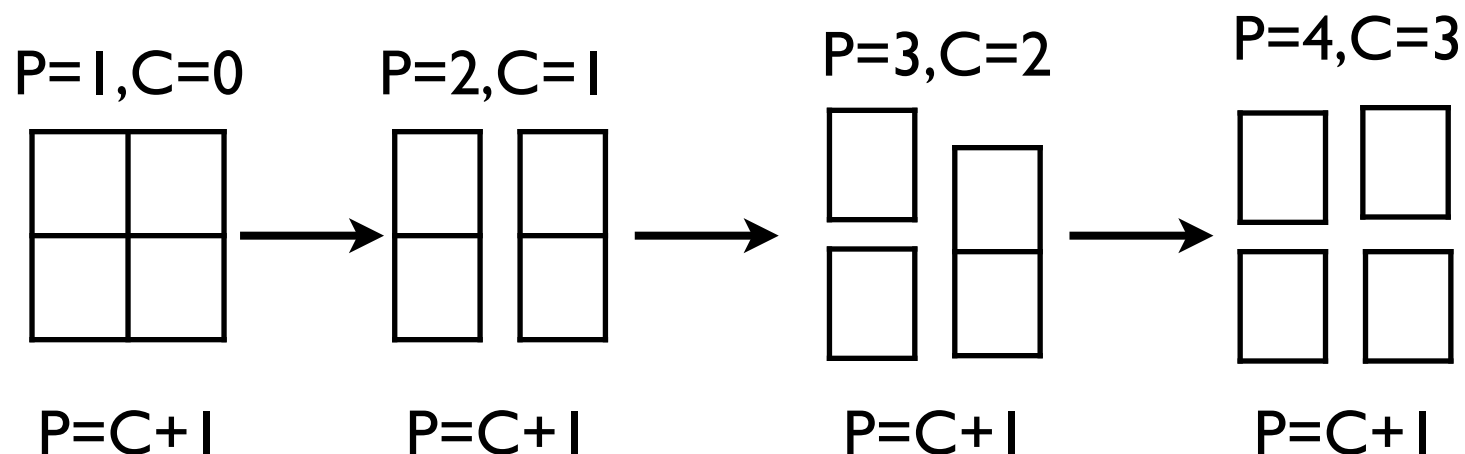
Ejercicio: Demostrar estas igualdades

# Invariantes

Los invariantes nos permiten razonar sobre ciclos:

Ejemplo de la barra de chocolate:

- Un pedazo de chocolate
- $N$  bloques
- Cuantos cortes necesitamos?



$$\begin{aligned} P &= N \\ &\equiv [\text{Invariante}] \\ C + 1 &= N \\ &\equiv [\text{Aritmética}] \\ C &= N - 1 \end{aligned}$$

Necesitamos  $N-1$  cortes

# Repetición

La repetición nos permite ejecutar de forma repetida una acción

$\{P\}$   
*do*  $B_0 \rightarrow S_0$   
 $\square B_1 \rightarrow S_1$   
 $\vdots$   
 $\square B_n \rightarrow S_n$   
*od*  
 $\{Q\}$

Guardas

Comandos

Un *do* elige en cada paso una guarda verdadera (de una forma no-determinista), y ejecuta el comando correspondiente. Procede así, hasta que todas las guardas son falsas.

Cuando termina el ciclo vale la postcondición

Para demostrar la corrección debemos encontrar  $I$  tal que:

$I \wedge \neg B_0 \wedge \dots \wedge \neg B_n \Rightarrow Q$   
 $\wedge \{I \wedge B_0\} S_0 \{I\}$   
 $\vdots$   
 $\wedge \{I \wedge B_n\} S_n \{I\}$   
y el ciclo termina

$I$  se llama Invariante

# Un Ejemplo

Analicemos el siguiente programa:

Inicialización

$$\{n \geq 0 \wedge m \geq 0\}$$

$$r, i := 1, 0;$$

$$do\ i < m \rightarrow r, i := r * n, i + 1;\ od$$

$$\{r = n^m\}$$

Postcondición: El programa  
calcula en r el valor de n  
elevado a la m

En cada paso del ciclo tenemos calculado:

Invariante

$$r = n^i$$
$$\mathbf{y}$$
$$i \leq m$$

Este predicado es un buen candidato  
para invariante. Cuando el ciclo  
termina tenemos  $i=m$ , lo cual hace  
verdadera la postcondición

# Terminación

La variable  $i$  en cada paso del do se acerca más al  $m$ .

$$\{P \wedge m - i = A\} r, i := r * n, i + 1 \{P \wedge m - i < A\}$$

Además tenemos:

Esto nos garantiza que el ciclo termina, el valor  $m-i$  es siempre más chico, pero tiene que parar cuando  $m-i=0$

$$i < m \Rightarrow 0 < m - i$$

Estas expresiones son llamadas variantes, deben cumplir:

$$P \wedge B_i \Rightarrow v > 0$$

Durante el ciclo el valor es positivo

$$\{P \wedge B_i \wedge v = A\} S_i \{v < A\}$$

En cada paso el valor del variante se decrementa

# Teorema del *do*

Para demostrar la corrección de un *do* debemos demostrar los siguientes puntos:

• Inicialización:  $\{P\}S\{I\}$

La inicialización hace verdadero el invariante

• Postcondición:  $I \wedge \neg B_0 \wedge \dots \wedge \neg B_n \Rightarrow Q$

Cuando termina el ciclo vale la postcondición

• Invariante:  $\{B_i \wedge I\}S_i\{I\}$

“I” es un invariante

• Variante (a):  $I \wedge B_i \Rightarrow v \geq 0$

Adentro del *do* “v” es siempre positivo

• Variante (a):  $\{I \wedge B_i \wedge v = A\}S_i\{v < A\}$

Cada paso del *do* decrementa “v”

# Variantes

Es importante notar que la formula:

$$I \wedge B_i \Rightarrow v > 0$$

Se puede escribir de varias formas equivalentes:

$$I \wedge B_i \Rightarrow v \geq 0$$

$$I \wedge v < 0 \Rightarrow \neg B_i$$

**Ejercicio: Demostrar la equivalencia de estas formulas!**

# Ejemplo

Para el caso anterior tenemos que demostrar:

$$1. \{n \geq 0 \wedge m \geq 0\} r, i := 1, 0; \{r = n^i \wedge i \leq m\}$$

$$2. r = n^i \wedge i \leq m \wedge i = m \Rightarrow r = n^m$$

$$3. \{r = n^i \wedge i \leq m \wedge i < m\} r, i := r * n, i + 1; \{r = n^i \wedge i \leq m\}$$

$$4. r = n^i \wedge i \leq m \wedge i < m \Rightarrow m - i > 0$$

$$5. \{r = n^i \wedge i \leq m \wedge m - i = A\} r, i := r * n, i + 1; \{m - i < A\}$$

Y el programa es correcto!



# Otro Ejemplo

Suma de un arreglo:

*con*  $N : Int; a : Array[0, N) \text{ of } Int;$   
*var*  $x, n : Int;$   
 $x, n := 0, 0;$   
 $\{P : N \geq 0\}$   
*do*  $n < N \rightarrow x, n := x + a.n, n + 1;$  *od*  
 $\{Q : x = \langle \sum i : 0 \leq i < N : a.i \rangle\}$

En cada paso del ciclo  
tenemos en x calculado la  
suma  $a[0..n]$

Podemos poner como invariante:

$$\{I : (x = \langle \sum i : 0 \leq i < n : a.i \rangle) \wedge n \leq N\}$$