Lógica

Mauro Polenta Mora

CLASE 13 - 07/05/2025

Sintáxis de la lógica de predicados

Definición (estructura)

Una estructura es una secuencia ordenada:

$$\mathcal{M} = \langle U, R_1, \dots, R_n, F_1, \dots, F_m, \{C_i \mid 1 \leq i \leq k\} \rangle$$

Tal que:

- U es un conjunto no vacío (notación: $U = |\mathcal{M}|$)
- $R_1, \dots, R_n$ son relaciones sobre $U (n \geq 0)$
- $F_1, \dots, F_m$ son funciones en $U (m \geq 0)$
- $\{C_i \mid 1 \leq i \leq k\}$ son elementos distinguidos de U

Observación: Todo esto corresponde a la idea intuitiva que teníamos en la clase anterior.

Ejemplos

- $\langle \mathbb{N}, Par, \leq, +, *, 0, 1 \rangle$ son los naturales.
- $\langle \mathbb{Z}, +, -, 0 \rangle$ son los enteros.

Definición (tipo de similaridad)

Dada una estructura determinada, por ejemplo:

$$\langle U, R_1, \dots, R_n, F_1, \dots, F_m, \{C_i \mid 1 \leq i \leq k\} \rangle$$

Decimos que tiene la siguiente secuencia como tipo de similaridad:

$$\langle r_1, \dots, r_n; a_1, \dots, a_m; k \rangle$$

Donde:

- $R_i \subseteq U^{r_i} (1 \leq i \leq n \text{ y } r_i \geq 0)$, es decir $r_1, \dots, r_n$ representan la "aridad" de las relaciones R_i.

- $F_j : U^{a_j} \to U (1 \leq j \leq n$ y $a_j \geq 0)$, es decir que $a_1, \dots, a_m$ representan la cantidad de parámetros que recibe cada función F_i.
- k es el número de constantes.

Ejemplos

- $\langle \mathbb{N}, Par, \leq, +, *, 0, 1 \rangle$ tiene tipo $\langle 1, 2; 2, 2; 2 \rangle$
- $\langle \mathbb{Z}, +, -, 0 \rangle$ tiene tipo $\langle -; 2, 1; 1 \rangle$

Definición (alfabeto de primer orden)

El alfabeto de tipo $\langle r_1, \dots, r_n; a_1, \dots, a_m; k \rangle$ para un lenguaje de primer orden consta de los siguientes símbolos: - Símbolos de relación: $P_1, \dots, P_n, ='$ - Símbolos de función: $f_1, \dots, f_m$ - Símbolos de constantes c_i tal que $1 \leq i \leq k$ - Variables: $x_1, x_2, x_3, \dots$ - Conectivos: $\to, \leftrightarrow, \neg, \wedge, \vee, \perp$ - Cuantificadores: $\forall, \exists$ - Auxiliares: $(,)$

Definición (términos)

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, \dots, r_n; a_1, \dots, a_m; k \rangle$. El conjunto $TERM_A$ de los términos del lenguaje de primer orden con alfabeto A se define inductivamente por: 1. $x_i \in TERM_A (i \in \mathbb{N})$ 2. $c_i \in TERM_A (1 \leq i \leq k)$ 3. Si $t_1, \dots, t_{a_i} \in TERM_A$ entonces $f_i(t_1, \dots, t_{a_i}) \in TERM_A$

Definición (fórmulas)

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, \dots, r_n; a_1, \dots, a_m; k \rangle$. El conjunto $FORM_A$ de las fórmulas del lenguaje de primer orden con alfabeto A se define inductivamente por:

1. $\perp \in FORM_A$
2. Si $t_1, \dots, t_{r_i} \in TERM_A$, entonces $P_i(t_1, \dots, t_{r_i}) \in FORM_A$
3. Si $t_1, t_2 \in TERM_A$, entonces $t_1 =' t_2 \in FORM_A$
4. Si $\alpha, \beta \in FORM_A$, entonces $(\alpha \square \beta) \in FORM_A$
5. Si $\alpha \in FORM_A$, entonces $(\neg \alpha) \in FORM_A$
6. Si $\alpha \in FORM_A$, entonces $((\forall x_i)\alpha), ((\exists x_i)\alpha) \in FORM_A$

Ejemplos

Sea A el alfabeto de tipo $\langle 1, 2; 1, 2; 2 \rangle$.

1. ¿$f_2(c_1, x_4) \in FORM_A$? VERDADERO, pues f_2 es una función que toma dos parámetros y la constante c_1 existe.
2. ¿$f_1(c_1, x_4) \in FORM_A$? FALSO, pues f_1 solo toma un parámetro.
3. ¿$((\forall x_1)P_2(f_1(x_1), c_1)) \to ((\exists x_2)P_1(x_2))$? VERDADERO, pues todas las funciones y predicados usados cumplen con las reglas marcadas por el tipo de similaridad.
4. ¿$((\exists x_2)f_2(x_1, c_2)) \in FORM_A$? FALSO, pues $f_2(x_1, c_2) \notin FORM_A$, por lo que esto no respetaría la regla 6 de construcción.
5. ¿$((\forall x_1)P_1(x_1, c_1)) \in FORM_A$? FALSO, pues P_1 solo toma un parámetro.
6. ¿$((\exists x_1)(\exists x_2)(\exists x_3)P_3(x_1, x_2, x_3) \in FORM_A)$? FALSO, pues P_3 ni siquiera existe en este tipo de similaridad.

Reglas de parentización

- Las reglas de precedencia de conectivos son las mismas que para $PROP$.
- Los conectivos de igual precedencia se asocian a la derecha (igual que $PROP$).
- Cuantificadores: el $\forall$ y $\exists$ tienen igual precedencia que el $\neg$.

Atención: No confundir las siguientes fórmulas.

- $(\forall x)(\alpha \to \beta)$ y $(\forall x)\alpha \to \beta$
- $(\exists x)(\alpha \to \beta)$ y $(\exists x)\alpha \to \beta$

Conjuntos importantes

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, \dots, r_n; a_1, \dots, a_m; k\rangle$.

Definición (Var)

Var es el conjunto de las variables de A: $\{x_i \mid i \in \mathbb{N}\}$

Definición ($Const_A$)

$Const_A$ es el conjunto de los símbolos de constante de A: $\{c_i \mid 1 \leq i \leq k\}$

Definición (fórmulas atómicas AT_A)

AT_A es el conjunto de fórmulas de $FORM_A$ que se obtienen con las cláusulas base: $(\bot, P_j(t_1, \dots, t_{r_j}, t_i =' t_j))$

PIP para $TERM_A$

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, \dots, r_n; a_1, \dots, a_m; k\rangle$.

(H) Sea P una propiedad sobre $TERM_A$. Si se cumple:

1. $P(x)$ para todo $x \in Var$
2. $P(c)$ para todo $c \in Const_A$
3. Si $P(t_1), \dots, P(t_{a_i})$, entonces $P(f_i(t_1, \dots, t_{a_i}))$ para todo $i \in \{1, \dots, m\}$

(T) Entonces se cumple $(\forall t \in TERM_A)P(t)$

PIP para $FORM_A$

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, \dots, r_n; a_1, \dots, a_m; k\rangle$.

(H) Sea P una propiedad sobre $TERM_A$. Si se cumple:

1. $P(\alpha)$ para todo $\alpha \in AT_A$
2. Si $P(\alpha)$ y $P(\beta)$, entonces $P(\alpha\Box\beta)$ donde $\Box \in \{\to, \leftrightarrow, \land, \lor\}$
3. Si $P(\alpha)$ entonces $P(\neg\alpha)$
4. Si $P(\alpha)$ entonces $P((\forall x)\alpha)$ y $P((\exists x)\alpha)$ para todo $x \in Var$

(T) Entonces se cumple $(\forall \alpha \in FORM_A)P(\alpha)$

ERP simplificado para $TERM_A$

Una función está bien definida para $TERM_A$ cuando tenemos una definición inductiva libre y tenemos lo siguiente:

1. $F : TERM_A \to B$
2. $F(t) = H_b(t)$ si $t \in Var \cup Const_A$
3. $F(f_i(t_1, \dots, t_{a_i})) = H_i(t_1, F(t_1), \dots, t_{a_i}, F(t_{a_i}))$

ERP simplificado para $FORM_A$

Una función está bien definida para $FORM_A$ cuando tenemos una definición inductiva libre y tenemos lo siguiente:

1. $F : FORM_A \to B$
2. $F(\alpha) = H_{AT}(\alpha)$ si $\alpha \in AT_A$
3. $F(\alpha \square \beta) = H_{\square}(\alpha, F(\alpha), \beta, F(\beta))$
4. $F(\neg\alpha) = H_{\neg}(\alpha, F(\alpha))$
5. $F((\forall x)\alpha) = H_{\forall}(x, \alpha, F(\alpha))$
6. $F((\exists x)\alpha) = H_{\exists}(x, \alpha, F(\alpha))$

Observación

Notemos que es exactamente la misma idea que para Lógica Proposicional, los cambios en este caso son mínimos.

Variables libres y variables ligadas

Definición (alcance de cuantificadores)

- El alcance del cuantificador $\forall x$ en la fórmula $((\forall x)\alpha)$ es la fórmula α
- El alcance del cuantificador $\exists x$ en la fórmula $((\exists x)\alpha)$ es la fórmula α

Veamos un ejemplo:

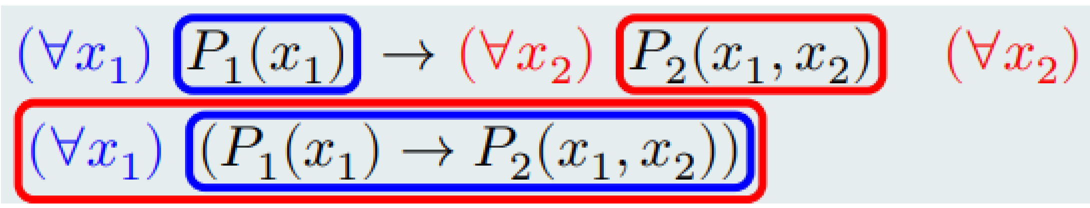

Figure 1: Figura 1

O visto de otra manera, con árboles:

Definición (ocurrencias libres y ligadas)

Una ocurrencia de una variable x en α está ligada si se encuentra bajo alcance de un cuantificador $(\forall x)$ o $(\exists x)$ o si es la variable de un cuantificador $(\forall x)$ o $(\exists x)$. Si una ocurrencia de una variable x no está ligada en α, se dice que es una ocurrencia libre.

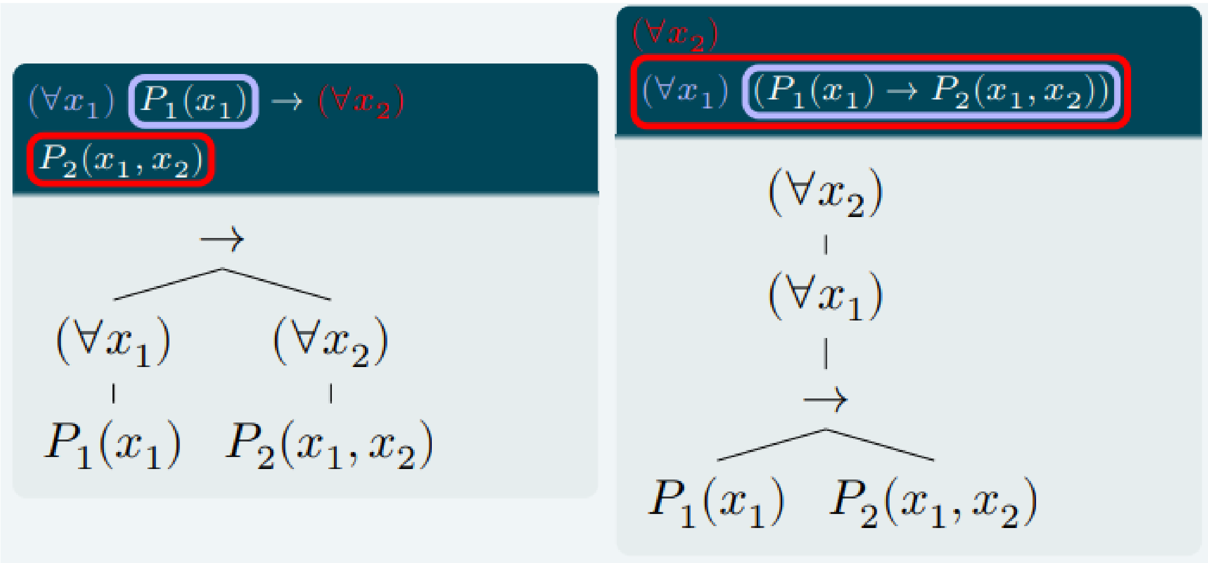

Figure 2: Figura 2

Definición (variables libres y ligadas)

- Una variable x está ligada en α si x tiene alguna ocurrencia ligada en α.
- Una variable x está libre en α si x tiene alguna ocurrencia libre en α

Por ejemplo:

Sea $\alpha = (\forall x_1)P_1(x_1) \to (\forall x_2)P_2(x_1, x_2)$

- x_1 tiene 2 ocurrencias ligadas en α
  - entonces x_1 es ligada en α
- x_1 tiene 1 ocurrencia libre en α
  - entonces x_1 es libre en α

Observación: - Una ocurrencia de variable en una fórmula está o bien libre o bien ligada (no ambas). - Una variable puede estar libre y ligada en una misma fórmula.

Conjunto de variables libres de un término

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, \dots, r_n; a_1, \dots, a_m; k \rangle$

Definimos $FV : TERM_A \to 2^{Var}$ recursivamente en $TERM_A$:

- $FV(x) = \{x\}$ si $x \in Var$
- $FV(c_i) = \emptyset$
- $FV(f_i(t_{a_1}, \dots, t_{a_i})) = FV(t_1) \cup \dots \cup FV(t_{a_i})$

Conjunto de variables libres de una fórmula

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, \dots, r_n; a_1, \dots, a_m; k \rangle$

Definimos $FV : FORM_A \to 2^{Var}$ recursivamente en $FORM_A$:

- $FV(\bot) = \emptyset$

- $FV(P_i(t_{r_1}, ..., t_{r_i})) = FV(t_{r_1}) \cup ... \cup FV(t_{r_i})$
- $FV(t_1 =' t_2) = FV(t_1) \cup FV(t_2)$
- $FV((\alpha \Box \beta)) = FV(\alpha) \cup FV(\beta)$
- $FV(\neg\alpha) = FV(\alpha)$
- $FV(((\forall x)\alpha)) = FV(\alpha) - \{x\}$
- $FV(((\exists x)\alpha)) = FV(\alpha) - \{x\}$

Fórmulas y términos cerrados

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, ..., r_n; a_1, ..., a_m; k\rangle$

- Un término t es cerrado si $FV(t) = \emptyset$.
- Una fórmula es cerrada si $FV(\alpha) = \emptyset$. También se dice en este caso que α es una **sentencia**.
- Una fórmula α es abierta si no tiene cuantificadores.

Notación:

- $TERM_{CA} = \{t \in TERM_A \mid t \text{ es cerrado}\}$
- $SENT_A = \{\alpha \in FORM_A \mid \alpha \text{ es cerrada}\}$

Sustitución

Sustitución de términos en términos

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, ..., r_n; a_1, ..., a_m; k\rangle$

Sean $s, t \in TERM_A$ y $x_j \in Var$. Definimos $s[t/x_j]$ de la siguiente forma:

1. $x_i[t/x_j] = \begin{cases} t & \text{si } i = j \\ x_i & \text{si } i \neq j \end{cases}$
2. $c_i[t/x_j] = c_i$
3. $f_i(t_1, ..., t_{a_i})[t/x_j] = f(t_1[t(x_j)], ..., t_{a_i}[t/x_j])$

Ejemplo

Sea L un lenguaje de tipo $\langle 1, 2; 1, 2; 2\rangle$. - $f_2(x_1, x_2)[x_1/x_2] = f_2(x_1, x_1)$ - $f_1(f_2(c_1, x_3))[c_2/x_3] = f_1(f_2(c_1, c_2))$ - $f_1(f_2(c_1, x_3))[c_2/x_1] = f_1(f_2(c_1, x_3))$

Sustitución de variables por términos en fórmulas

Sea A el alfabeto de tipo $\langle r_1, ..., r_n; a_1, ..., a_m; k\rangle$

Sean $t \in TERM_A, x_j \in Var, \alpha \in FORM_A$. Definimos $\alpha[t/x_j]$ de la siguiente forma:

1. $\perp[t/x_j] = \perp$
2. $P_j(t_1, ..., t_{r_j})[t/x_j] = P_j(t_1[t/x_j], ..., t_{r_j}[t/x_j])$
3. $(t_1 =' t_2)[t/x_j] = (t_1[t/x_j] =' t_2[t/x_j])$
4. $(\alpha \Box \beta)[t/x_j] = (\alpha[t/x_j] \Box \beta[t/x_j])$
5. $(\neg\alpha)[t/x_j] = (\neg(\alpha[t/x_j]))$

6. $((\forall x_i)\alpha)[t/x_j] = \begin{cases} ((\forall x_i)\alpha[t/x_j]) & \text{si } i \neq j \\ ((\forall x_i)\alpha) & \text{si } i = j \end{cases}$
7. $((\exists x_i)\alpha)[t/x_j] = \begin{cases} ((\exists x_i)\alpha[t/x_j]) & \text{si } i \neq j \\ ((\exists x_i)\alpha) & \text{si } i = j \end{cases}$

Ejemplo

Sea L un lenguaje de tipo $\langle 1, 2; 2; 2\rangle$

- $P_1(f_1(x_1, x_2))[x_1/x_2] = P_1(f_1(x_1, x_1))$
- $(P_1(x_1) \to P_2(c_1, x_3))[c_2/x_1] = (P_1(c_2) \to P_2(c_1, x_3))$
- $((\exists x_1)P_2(x_1, x_3))[c_3, x_3] = ((\exists x_1)P_2(x_1, c_3))$
- $((\exists x_1)P_2(x_1, x_3))[c_1, x_1] = ((\exists x_1)P_2(x_1, x_3))$
- $((\exists x_1)P_2(x_1, x_3))[x_1, x_3] = ((\exists x_1)P_2(x_1, x_1))$

En la última apareció una nueva ligadura, queremos evitar estas situaciones. Introduciremos algunos conceptos para poder evitar tener esta situación.

Término libre para una variable en una fórmula

Sean $t \in TERM, \psi \in FORM$. t está libre para x en ψ si:

1. ψ es atómica.
2. $\psi = (\psi_1 \Box \psi_2)$ y t está libre para x en ψ_1 y en ψ_2
3. $\psi = (\neg\psi_1)$ y t está libre para x en ψ_1
4. $\psi = ((\forall y)\psi_1)$ (o $\psi = ((\exists y)\psi_1)$) y se cumple alguna de las siguientes:
    1. $x \notin FV(((\forall y)\psi_1))$ y respectivamente para $((\exists y)\psi_1)$
    2. $y \notin FV(t)$ y t está libre para x en ψ_1

Idea: La idea de este concepto es que un término es libre para una variable en una fórmula cuando puedo aplicar una sustitución $[t/x]$ sin generar una nueva ligadura.

Ejemplos

1. Dada $((\exists x_1)P_1(x_1, x_3))$, podemos decir que el término x_2 está libre para x_1 en la fórmula pues: $x_1 \notin FV((\exists x_1)P_1(x_1, x_3))$
2. Dada $((\exists x_1)(\forall x_2)P_1(x_1, x_2))$, podemos decir que cualquier término t está libre para x_2 en la fórmula pues: $x_2 \notin FV((\exists x_1)(\forall x_2)P_1(x_1, x_2))$
3. Dada $((\forall x_3)P_2(x_2))$, podemos decir que el término $f(x_3, x_1)$ **NO** está libre para x_2 en la fórmula pues:
    - $x_3 \in FV(f(x_3, x_1))$
    - $x_2 \in FV((\forall x_3)P_2(x_2))$
4. Dada $((\forall x_4)(\exists x_3)(x_3 =' x_2))$ podemos decir que el término $f(x_3, x_1)$ **NO** está libre para x_2 en la fórmula pues:
    - $x_3 \in FV(f(x_3, x_1))$
    - $x_2 \in FV((\forall x_4)(\exists x_3)(x_3 =' x_2))$

Sustitución simultánea en términos y fórmulas

- $t[t_1, \dots, t_n/x_1, \dots, x_n]$ es el resultado de sustituir las ocurrencias de cada x_i por t_i en t simultáneamente (con $i = 1, \dots, n, \quad x_i \neq x_j$ si $i \neq j$).
- $\alpha[t_1, \dots, t_n/x_1, \dots, x_n]$ se define análogamente.

Símbolo de predicado \$

- Hasta ahora, las sustituciones que definimos nos permiten poner un término dado en lugar de una variable.
- Esto es diferente a como lo teníamos en $PROP$, donde podíamos poner una fórmula en lugar de una fórmula atómica.
- Para hacer esto agregamos una clausula más a la definición de $FORM$:
    - $\$ \in FORM$

  Donde básicamente \$ se comporta como una variable de fórmula.

Fórmula libre para \$

Sean $\alpha, \phi \in FORM$. ϕ está libre para \$ en α si se cumple alguna de las siguientes condiciones:

1. α es atómica
2. $\alpha = \alpha_1 \Box \alpha_2$ y ϕ está libre para \$ en α_1 y en α_2
3. $\alpha = (\neg \alpha_1)$ y ϕ está libre para \$ en α_1
4. $\alpha = ((\forall y)\alpha_1)$ (o $\alpha = ((\exists y)\alpha_1)$) y se cumple alguna de las siguientes:
    1. \$ no ocurre en α_1
    2. $x \notin FV(\phi)$ y ϕ está libre para \$ en α_1

Sustitución de fórmulas en fórmulas

Sean $\alpha, \phi \in FORM$ tal que ϕ esté libre para \$ en α. Definimos $\alpha[\phi/\$]$ recursivamente en α:

1. Si α es atómica, $\alpha[\phi/\$] \begin{cases} \alpha & \text{si } \alpha \neq \$ \\ \$ & \text{si } \alpha = \$ \end{cases}$
2. $(\alpha_1 \Box \alpha_2)[\phi/\$] = (\alpha_1[\phi/\$] \Box \alpha_2[\phi/\$])$
3. $(\neg \alpha_1)[\phi/\$] = (\neg(\alpha[\phi/\$]))$
4. $((\forall x)\alpha_1)[\phi/\$] = ((\forall x)(\alpha_1[\phi/\$]))$
5. $((\exists x)\alpha_1)[\phi/\$] = ((\exists x)(\alpha_1[\phi/\$]))$