

# Lógica

Mauro Polenta Mora

## CLASE 10 - 27/04/2025

### Corrección del cálculo proposicional

La corrección de un cálculo, nos indica que las reglas de construcción de sus juicios reflejan nociones semánticas. Un cálculo es correcto para una semántica.

#### Teorema de corrección

Sean  $\Gamma \subseteq PROP$  y  $\alpha \in PROP$ : - Si  $\Gamma \vdash \alpha$ , entonces  $\Gamma \models \alpha$

#### Observaciones

1. Por la definición de derivación, tenemos que:
  - $\Gamma \vdash \alpha \iff (\exists D \in DER)((\Gamma = \Gamma' \cup H(D)) \text{ y } C(D) = \alpha)$
2. Si se prueba que:
  - $(\forall D \in DER)H(D) \models C(D)$Entonces se puede probar la tesis ( $\Gamma \models \alpha$ ).
3. Esto último se puede hacer mediante inducción en DER.

Veamos como probarlo usando inducción, considerando la siguiente propiedad sobre  $D \in DER$ : -  $H(D) \models C(D)$

#### CASO BASE

$\varphi \models \varphi$ :  $D = \varphi$ , por lo que coinciden hipótesis y tesis.

**Demostración:** Es trivial, pues en todas las valuaciones  $v$  tal que  $v(\varphi) = 1$ , se cumple que  $v(\varphi) = 1$ .

#### PASO INDUCTIVO

En este paso deberíamos probar la propiedad para todas las reglas del conjunto  $DER$ , no lo vamos a hacer por una cuestión de tiempo. Veamos algunos ejemplos:

#### CASO $I \wedge$

En este caso  $D$  se construye a partir de la regla  $I \wedge$ .

(HI)

1. Sea  $D'$  tal que  $H(D') \models C(D')$  con  $C(D') = \alpha$
2. Sea  $D''$  tal que  $H(D'') \models C(D'')$  con  $C(D'') = \beta$

$$D = \frac{\frac{D'}{\alpha} \quad \frac{D''}{\beta}}{\alpha \wedge \beta} (I\wedge)$$

3.  $D$  tiene la siguiente forma:

(TI):  $H(D) \models \alpha \wedge \beta$

### **Demostración:**

1. Por definición de  $H(D)$  se sabe que  $H(D) = H(D') \cup H(D'')$  por lo que se cumple que dada una valuación cualquiera:

$$(\forall \varphi \in H(D) : v(\varphi) = 1) \Rightarrow \begin{cases} (\forall \varphi \in H(D') : v(\varphi) = 1) \\ (\forall \varphi \in H(D'') : v(\varphi) = 1) \end{cases}$$

2. Por HI1 y HI2, para toda valuación  $v$  se cumple que:

$$\begin{cases} (\forall \varphi \in H(D') : v(\varphi) = 1) \Rightarrow v(\alpha) = 1 \\ (\forall \varphi \in H(D'') : v(\varphi) = 1) \Rightarrow v(\beta) = 1 \end{cases}$$

3. Juntando los puntos 1 y 2, se cumple que:

$$(\forall \varphi \in H(D) : v(\varphi) = 1) \Rightarrow \begin{cases} v(\alpha) = 1 \\ v(\beta) = 1 \end{cases}$$

4. Por lo que por definición de valuación y de consecuencia lógica, se cumple la tesis.

### **CASO $I \rightarrow$**

En este caso  $D$  se construye a partir de la regla  $I \rightarrow$ .

(HI)

1. Sea  $D'$  tal que  $H(D') \models C(D')$  con  $C(D') = \beta$

$$D = \frac{\frac{[\alpha]}{D'} \quad \beta}{\alpha \rightarrow \beta} (I \rightarrow)$$

2.  $D$  tiene la siguiente forma:

(TI):  $H(D) \models \alpha \rightarrow \beta$

### **Demostración:**

1. Por HI1 se sabe que para cualquier valuación  $v$  se cumple que:

$$(\forall \varphi \in H(D') : v(\varphi) = 1) \Rightarrow v(\beta) = 1$$

2. Por definición de  $H(D)$ , se sabe que en este caso, como mucho  $H(D') = H(D) \cup \{\alpha\}$  (podría ser que  $H(D) = H(D')$ ).
3. Por la anterior afirmación, se sabe que dada cualquier valuación  $v$ , se cumple que:

$$(\forall \varphi \in H(D) : v(\varphi) = 1) \Rightarrow (\forall \varphi \in H(D') : v(\varphi) = 1 \text{ o bien } v(\alpha) = 0)$$

4. Por la afirmación anterior, dada una valuación  $v$  tal que:  $(\forall \varphi \in H(D) : v(\varphi) = 1)$ , ésta tiene que cumplir una de las dos condiciones del consecuente, por lo tanto:
  - o bien la valuación hace verdaderas a todas las fórmulas de  $H(D')$ , con lo que  $v(\beta) = 1$  por hipótesis.
  - o bien  $v(\alpha) = 0$

En cualquiera de estos dos casos,  $v(\alpha \rightarrow \beta) = 1$ , por lo que se cumple la tesis.

### Usos del teorema de corrección

El teorema de corrección proporciona formas de mostrar una consecuencia semántica, en particular, otra forma de mostrar que una fórmula es una tautología. - Si  $\vdash \alpha$ , entonces  $\models \alpha$

Proporciona formas de mostrar cuando no se cumple una consecuencia sintáctica. En particular una forma de mostrar que una fórmula no es teorema. - Si  $\not\vdash \alpha$ , entonces  $\not\models \alpha$

## Completitud del cálculo proposicional

### Teorema de completitud

Sean  $\Gamma \subseteq PROP$  y  $\alpha \in PROP$ . - Si  $\Gamma \models \alpha$  entonces  $\Gamma \vdash \alpha$

### Observaciones

1. Dice que dada una consecuencia semántica, podemos hacer una derivación que la justifique.
2. Es el recíproco de corrección.
3. Demostraremos el contrarrecíproco.

### Demostración:

$$\begin{aligned}
& \Gamma \not\vdash \alpha \\
& \Rightarrow (\text{contrarec proco RAA}) \\
& \Gamma, \neg\alpha \not\vdash \perp \\
& \Rightarrow (?) \\
& (\exists v)(\forall \varphi \in \Gamma \cup \{\neg\alpha\})(v(\varphi) = 1) \\
& \Rightarrow (\text{definici n de valuaci n}) \\
& (\exists v)(\forall \varphi \in \Gamma)(v(\varphi) = 1 \text{ y } v(\alpha) = 0) \\
& \Rightarrow (\text{definici n de consecuencia sem ntica}) \\
& \Gamma \not\models \alpha
\end{aligned}$$

Esto probar a lo que queremos, pero que hicimos en el paso con la justificaci n inc gnita? Necesitamos algunos elementos m s para poder entender que estamos haciendo en este paso. Esto nos introduce a lo siguiente:

- Nuevas definiciones:
  - Conjuntos consistentes de f rmulas.
  - Conjuntos consistentes maximales de f rmulas.
  - Teor as.
- Nuevos resultados:
  - Condici n suficiente de consistencia: si un conjunto es satisfacible, entonces es consistente.
  - Todo conjunto consistente est  incluido en alg n conjunto consistente maximal.

## Definici n (conjunto consistente)

Un conjunto  $\Gamma \subseteq PROP$  es consistente (o libre de contradicciones) sii  $\Gamma \not\vdash \perp$ .

De esto derivamos la definici n de un conjunto inconsistente:

Decimos que un conjunto  $\Gamma \subseteq PROP$  es inconsistente si  $\Gamma \vdash \perp$

## Lema

Las siguientes afirmaciones son equivalentes:

1.  $\Gamma$  es inconsistente.
2. Para toda  $\varphi \in PROP$  se cumple que  $\Gamma \vdash \varphi$ .
3. Existe  $\varphi \in PROP$  tal que  $\Gamma \vdash \varphi$  y  $\Gamma \vdash \neg\varphi$ .

Por lo tanto sus contrarrec procos tambi n son equivalentes:

1.  $\Gamma$  es consistente.
2. Existe  $\varphi \in PROP$  que cumple que  $\Gamma \not\vdash \varphi$ .
3. Para todo  $\varphi \in PROP$  se cumple que  $\Gamma \not\vdash \varphi$  o  $\Gamma \not\vdash \neg\varphi$ .

M s all  de las definiciones, las ideas son bien intuitivas.

Para probar esto, bastar a con decir que  $1 \rightarrow 2 \wedge 2 \rightarrow 3 \wedge 3 \rightarrow 1$ , por simpleza probaremos solo el siguiente caso:

$1 \rightarrow 2$

(H)  $\Gamma$  es inconsistente (T) Para toda  $\varphi \in PROP$  se cumple  $\Gamma \vdash \varphi$

**Demostración:**

$$\begin{aligned} & \Gamma \vdash \perp \\ & \Rightarrow (\text{notación } \vdash) \\ & (\exists D \in DER) H(D) \subseteq \Gamma \text{ y } C(D) = \perp \\ & \Rightarrow (\text{eliminación de } \perp) \\ & (\forall \varphi)(\exists D \in DER) H(D) \subseteq \Gamma \text{ y } C(D) = \varphi \\ & \Rightarrow (\text{notación } \vdash) \\ & \Gamma \vdash \varphi \end{aligned}$$

Faltarían probar las demás equivalencias.

## Condición suficiente de consistencia

(H) Dado  $\Gamma \subseteq PROP$  tal que hay al menos una valuación  $v$  que cumple que: -  $(\forall \varphi \in \Gamma)v(\varphi) = 1$

(T)  $\Gamma$  es consistente.

Para la demostración probaremos el contrarrecíproco, es decir:

(H)  $\Gamma$  es inconsistente, es decir  $\Gamma \vdash \perp$

(T) No existe ninguna valuación tal que: -  $(\forall \varphi \in \Gamma)v(\varphi) = 1$

**Demostración**

$$\begin{aligned} & \Gamma \vdash \perp \\ & \Rightarrow (\text{teorema de corrección}) \\ & \Gamma \vdash \perp \\ & \Rightarrow (\text{notación de } \vdash) \\ & (\forall w) \text{ Si } (\forall \varphi \in \Gamma)w(\varphi) = 1, \text{ entonces} \\ & \Rightarrow (\text{RAA: } v(\perp) \neq 1 \quad \forall v) \\ & \text{No hay ninguna valuación tal que } (\forall \varphi \in \Gamma)w(\varphi) = 1 \end{aligned}$$

## Propiedades de conjuntos consistentes

1. Si  $\Gamma \cup \{\neg\varphi\}$  es inconsistente, entonces  $\Gamma \vdash \varphi$ .
2. Si  $\Gamma \cup \{\varphi\}$  es inconsistenten entonces  $\Gamma \vdash \neg\varphi$

Otra forma de verlo:

1. Si  $\Gamma \not\vdash \varphi$ , entonces  $\Gamma \cup \{\neg\varphi\}$  es consistente.
2. Si  $\Gamma \not\vdash \neg\varphi$ , entonces  $\Gamma \cup \{\varphi\}$  es consistente.

## Definición (consistencia maximal)

Un conjunto  $\Gamma \subseteq PROP$  es consistente maximal sii:

1.  $\Gamma$  es consistente
2. Si  $\Delta \subseteq PROP$  es consistente y  $\Gamma \subseteq \Delta$ , entonces  $\Gamma = \Delta$

## Corolario 1 (otra versión de la definición)

1.  $\Gamma$  es consistente
2. Si  $\Delta \subseteq PROP$  cumple  $\Gamma \subset \Delta$ , entonces  $\Delta$  es inconsistente.

## Corolario 2 (otra versión de la definición)

1.  $\Gamma$  es consistente
2. Para cualquier  $\varphi \in PROP$  se cumple que si  $\varphi \notin \Gamma$  entonces  $\Gamma \cup \{\varphi\}$  es inconsistente

## Definición (teoría)

Un conjunto  $\Gamma \subseteq PROP$  es una teoría sii  $CONS(\Gamma) \subseteq \Gamma$ , es decir si  $\Gamma$  contiene a todas sus derivaciones.

## Otra versión

Un conjunto  $\Gamma \subseteq PROP$  es una teoría sii para toda  $\varphi \in PROP$ , si  $\Gamma \vdash \alpha$  entonces  $\alpha \in \Gamma$

## Lema

Veamos que si  $\Gamma$  es un conjunto consistente maximal, entonces  $\Gamma$  también es una teoría.

(H) Sea  $\Gamma$  consistente maximal.

(T)  $\Gamma$  es teoría.

## Demostración:

$$\begin{aligned} & \Gamma \vdash \alpha \\ & \Rightarrow (\Gamma \text{ es consistente}) \\ & \Gamma \not\vdash \neg\alpha \\ & \Rightarrow (\text{propiedad de conjunto consistente}) \\ & \Gamma \cup \{\alpha\} \text{ es consistente} \\ & \Rightarrow (\Gamma \text{ es consistente MAXIMAL}) \\ & \alpha \in \Gamma \end{aligned}$$