Lógica Proposicional

Deducción Natural

Justificación de la validez del razonamiento

- Dos maneras diferentes de justificar
  - Justificar que la veracidad de las hipótesis implica la veracidad de la conclusión

    (Justificación semántica: $\Gamma \models \beta$)
  - Dar una demostración que pruebe a la conclusión a partir de las hipótesis, a través de pasos debidamente justificados

    (Justificación sintáctica: $\Gamma \vdash \beta$)

Justificación Sintáctica

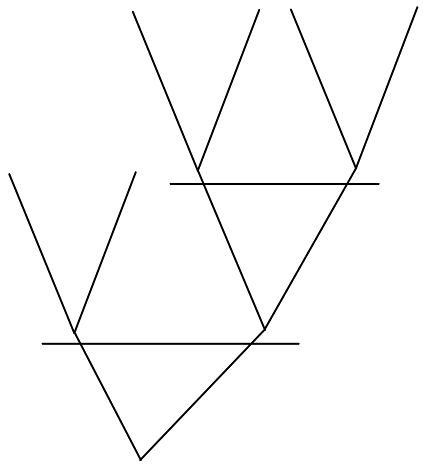
- Dar una ***demostración*** que:
  - pruebe la conclusión a partir de las hipótesis
  - esté constituida de pasos debidamente justificados
- Una ***demostración*** es una prueba *formal*:
  - la corrección de la demostración depende de su *forma* y no del significado
  - *existen reglas* precisas de construcción para las demostraciones

Pruebas Formales

- ¿Cómo probamos usualmente?
  - Hipótesis iniciales (las podemos usar como dato en todo instante de la prueba).
  - La prueba consiste en un encadenamiento de pasos simples de deducción que nos permite llegar a la conclusión.
- ¿Por qué pruebas formales?
  - Podemos compilar las pruebas hechas, y asegurar su corrección o detectar errores mediante el análisis de su estructura.

Formalización del razonamiento

- Existen varias maneras de formalizar el razonamiento:
  - Método Axiomático **(a la Hilbert)**
  - Deducción Natural **(Gentzen)**
  - otros …..
- En Deducción Natural se formalizan las demostraciones mediante árboles, siguiendo la estructura de las mismas:



Prueba Formal – Ejemplo

$\alpha\wedge\beta \rightarrow \gamma,\ \ \alpha \vdash \beta\rightarrow\gamma$

$$
\dfrac{\dfrac{\alpha\wedge\beta \rightarrow \gamma \qquad \dfrac{\alpha \qquad \cancel{\beta}^{(1)}}{\alpha\wedge\beta}\,(I\wedge)}{\gamma}\,(E\rightarrow)}{\beta \rightarrow \gamma}\,(I\rightarrow)\ (1)
$$

Deducción Natural

Reglas de construcción de pruebas

Indican cómo:

- subdividir la prueba en subpruebas más simples
- manejar las hipótesis correctamente en cada etapa de la prueba

El análisis de corrección de una prueba formal puede mecanizarse (existen asistentes y verificadores automáticos de pruebas).

Pruebas = Árboles

- Las hojas son las hipótesis de la prueba.
- La raíz es la conclusión de la prueba.
- De las hojas hacia la raíz se pasa por aplicación de alguna de las reglas de construcción.
- Las hipótesis locales a subpartes de una prueba se representan con hojas tachadas.

Reglas de Construcción de Pruebas

- Para cada conectivo se definen:
  - *Reglas de Introducción*
    - indican cómo *probar* una fórmula con el conectivo correspondiente
  - *Reglas de Eliminación*
    - indican cómo *utilizar* una fórmula con el conectivo en una demostración

¿Cómo probar una conjunción?

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) $(\alpha \wedge \beta)$

Dem.

- Probamos α.

  (usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n \ldots$)

- Probamos β.

  (usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n \ldots$)

Luego $(\alpha \wedge \beta)$

$$\frac{\begin{array}{c}\delta_{1.} \ldots \delta_n \\ \ldots \\ \alpha\end{array} \qquad \begin{array}{c}\delta_{1.} \ldots \delta_n \\ \ldots \\ \beta\end{array}}{\alpha \wedge \beta} \; (I_\wedge)$$

¿Cómo probar un implica?

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) $(\alpha \rightarrow \beta)$

Dem.

Supongamos α

(usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n\ \alpha$....)

entonces β.

Luego $(\alpha \rightarrow \beta)$

$$\frac{\begin{array}{c}\delta_1 \ldots \delta_n\ \cancel{\alpha} \\ \ldots \\ \beta\end{array}}{\alpha \rightarrow \beta}\ (\mathrm{I}\rightarrow)$$

¿Cómo probar una disyunción? (I)

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) $(\alpha \vee \beta)$

Dem.

- Probamos α.

(usamos ... δ_1 ... δ_n …)

Luego $(\alpha \vee \beta)$

$$\frac{\begin{array}{c}\delta_{1.} \ldots \delta_n \\ \ldots \\ \alpha\end{array}}{\alpha \vee \beta}\ (I_{\vee_1})$$

$$\frac{\begin{array}{c}\delta_{1.} \ldots \delta_n \\ \ldots \\ \beta\end{array}}{\alpha \vee \beta}\ (I_{\vee_2})$$

¿Cómo probar un si sólo si?

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T))($\alpha \leftrightarrow \beta$)

Dem.

$\Rightarrow$) Supongamos α.

(usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n\ \alpha$....)

entonces β.

$\Leftarrow$) Supongamos β.

(usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n\ \beta$....)

entonces α.

Luego $\alpha \leftrightarrow \beta$.

$$\dfrac{\begin{array}{c}\delta_1 \ldots \delta_n\ \cancel{\alpha} \\ \ldots \\ \beta\end{array} \qquad \begin{array}{c}\delta_1 \ldots \delta_n\ \cancel{\beta} \\ \ldots \\ \alpha\end{array}}{\alpha \leftrightarrow \beta}\ (\mathrm{I}\leftrightarrow)$$

¿Cómo probar una negación?

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) $\neg\,\alpha$

Dem.

-Supongamos α

-Llegamos al absurdo

(usamos ... $\delta_1 \ldots \delta_n\ \alpha$)

Luego $\neg\,\alpha$.

$$\dfrac{\begin{array}{c}\delta_1 \ldots \delta_n\ \cancel{\alpha}\\ \ldots\\ \bot\end{array}}{\neg\,\alpha}\ (\neg_I)$$

¿Cómo utilizar una conjunción? (I)

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) α

Dem.

- Probamos $(\alpha \wedge \beta)$

(usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n \ldots$)

Luego α

$$\cfrac{\begin{array}{c}\delta_1 \ldots \delta_n.\\ \ldots\\ \alpha \wedge \beta\end{array}}{\alpha}\ (E\wedge_1)$$

$$\cfrac{\begin{array}{c}\delta_1 \ldots \delta_n.\\ \ldots\\ \alpha \wedge \beta\end{array}}{\beta}\ (E\wedge_2)$$

¿Cómo utilizar una implicancia?

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) β

Dem.

- Probamos $(\alpha \rightarrow \beta)$
  (usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n \ldots$)
- Probamos α
  (usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n \ldots$)

Luego β

$$\frac{\begin{array}{cc} \delta_{1.} \ldots \delta_n & \delta_{1.} \ldots \delta_n \\ \ldots & \ldots \\ \alpha \rightarrow \beta & \alpha \end{array}}{\beta} \; (E\rightarrow)$$

¿Cómo utilizar una disyunción?

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) δ

Dem.

- Probamos $\alpha \vee \beta$
  (usamos ... δ_1 ... δ_n ...)
- <u>Caso1</u>: supongamos α.
  (usamos ... δ_1 ... δ_n ... α)
  entonces δ
- <u>Caso 2</u>: supongamos β.
  (usamos ... δ_1 ... δ_n ... β)
  entonces δ

Luego δ

$$\dfrac{\begin{matrix}\delta_{1.} \ldots \delta_n \\ \ldots \\ \alpha \vee \beta\end{matrix} \qquad \begin{matrix}\delta_{1.} \ldots \delta_n\ \cancel{\alpha} \\ \ldots \\ \delta\end{matrix} \qquad \begin{matrix}\delta_{1.} \ldots \delta_n\ \cancel{\beta} \\ \ldots \\ \delta\end{matrix}}{\delta}\ (E_\vee)$$

¿Cómo utilizar un si y sólo si? (I)

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) β

Dem.

- Probamos α si y sólo si β.
  (usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n$ ...)

- Probamos α.
  (usamos... $\delta_1 \ldots \delta_n$ ...)

Luego β.

$$\frac{\begin{array}{cc} \delta_{1.} \ldots \delta_n & \delta_{1.} \ldots \delta_n \\ \ldots & \ldots \\ \alpha \leftrightarrow \beta & \alpha \end{array}}{\beta} \quad (E_{\leftrightarrow_1})$$

$$\frac{\begin{array}{cc} \delta_{1.} \ldots \delta_n & \delta_{1.} \ldots \delta_n \\ \ldots & \ldots \\ \alpha \leftrightarrow \beta & \beta \end{array}}{\alpha} \quad (E_{\leftrightarrow_2})$$

¿Cómo utilizar una negación?
(las negaciones sirven para llegar al Absurdo)

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) Absurdo

Dem.

- Probamos α

  (usamos ... δ_1 ... δ_n ...)

- Probamos $\neg\,\alpha$

  (usamos ... δ_1 ... δ_n ...)

Luego Absurdo.

$$\dfrac{\begin{array}{c}\delta_1 \ldots \delta_n \\ \ldots \\ \neg\,\alpha\end{array} \qquad \begin{array}{c}\delta_1 \ldots \delta_n \\ \ldots \\ \alpha\end{array}}{\perp}\,(\neg\,\mathrm{E})$$

¿Cómo utilizar el Absurdo? (I)

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) α

Dem.

Probamos Absurdo

(usamos... δ_1 ... δ_n ...)

Luego α.

$$\dfrac{\begin{array}{c}\delta_1 \ldots \delta_n. \\ \ldots \\ \perp\end{array}}{\alpha}\ (E\perp)$$

¿Cómo utilizar el Absurdo? (II)

H) $\delta_{1.} \ldots \delta_n$

T) α

Dem.

- Supongamos $\neg\,\alpha$

- Llegamos al absurdo

(usamos $\ldots\delta_1\ldots\delta_n\ldots\neg\alpha$)

Luego α.

$$\frac{\begin{array}{c}\delta_1 \;\ldots\; \delta_n \;\cancel{\neg\alpha} \\ \ldots \\ \perp\end{array}}{\alpha}\;(\mathrm{RAA})$$

(Reducción al absurdo)

Una prueba trivial...

H) α

T) α

Dem.

vale por hipótesis

Luego α.

α (HIP)

(Hipótesis)

Prueba Formal

- Estructura de árbol: la prueba se descompone en subpruebas (subárboles).

- Reglas precisas para la construcción de los árboles.

- Hipótesis de la prueba: hojas del árbol
  - las del enunciado inicial: hojas no tachadas
  - hipótesis locales: hojas tachadas

- Conclusión: raíz del árbol.

Prueba Formal - Ejemplo

$\vdash \alpha\wedge\beta \rightarrow \beta\wedge\alpha$

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{\cancel{\alpha\wedge\beta}^{(1)}}{\beta}\,(E\wedge) \qquad \dfrac{\cancel{\alpha\wedge\beta}^{(1)}}{\alpha}\,(E\wedge)}{\beta\wedge\alpha}\,(I\wedge)}{\alpha\wedge\beta\rightarrow \beta\wedge\alpha}\,(I\rightarrow)\ (1)$$

Prueba Formal – Ejemplo (II)

$\alpha\wedge\beta \to \gamma,\ \ \alpha \vdash \beta\to\gamma$

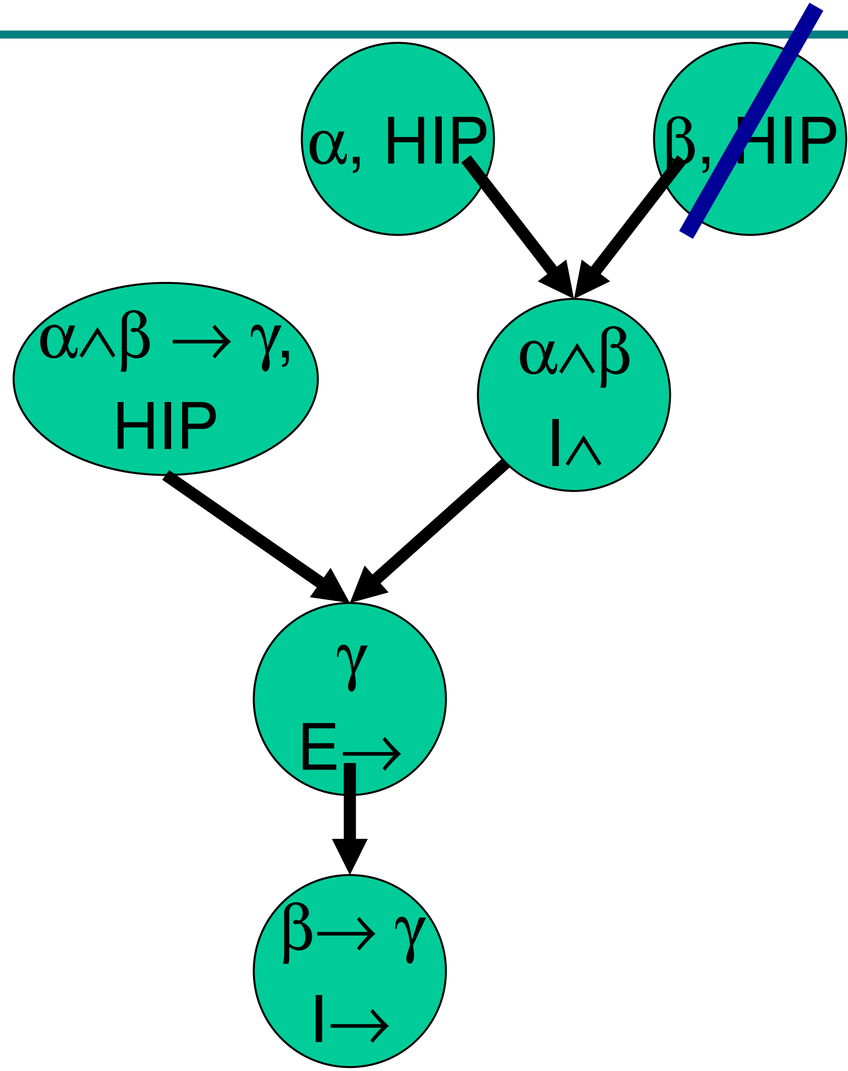
$$\dfrac{\dfrac{\alpha\wedge\beta \to \gamma \qquad \dfrac{\alpha \qquad \cancel{\beta}^{(1)}}{\alpha\wedge\beta}\,(I\wedge)}{\gamma}\,(E\to)}{\beta \to \gamma}\,(I\to)\ (1)$$

Árboles

- Las derivaciones se definen inductivamente sobre un conjunto de árboles etiquetados.
- Cada nodo, interno u hoja, se etiqueta con una fórmula proposicional y una regla.
- Las hojas pueden estar marcadas o no (cancelación de hipótesis).

Prueba Formal – Ejemplo (II)

$$\dfrac{\dfrac{\alpha\wedge\beta \to \gamma \qquad \dfrac{\alpha \qquad \cancel{\beta}^{(1)}}{\alpha\wedge\beta}\,(I\wedge)}{\gamma}\,(E\to)}{\beta\to\gamma}\,(I\to)\ (1)$$



Derivaciones - DER

<u>Def</u> 1.5.1 [DER] El conjunto DER de las derivaciones de la lógica proposicional se define inductivamente como sigue:

HIP) Si $\varphi \in$ PROP entonces $\varphi \in$ DER

$\wedge_I$) Si $\begin{matrix} D \\ \varphi \end{matrix} \in$ DER **y** $\begin{matrix} D' \\ \psi \end{matrix} \in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{matrix} D \\ \varphi \end{matrix} \qquad \begin{matrix} D' \\ \psi \end{matrix}}{\varphi \wedge \psi} \in$ DER

$\wedge_{E1}$) Si $\begin{matrix} D \\ \varphi \wedge \psi \end{matrix} \in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{matrix} D \\ \varphi \wedge \psi \end{matrix}}{\varphi} \in$ DER

$\wedge_{E2}$) Si $\begin{matrix} D \\ \varphi \wedge \psi \end{matrix} \in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{matrix} D \\ \varphi \wedge \psi \end{matrix}}{\psi} \in$ DER

Derivaciones - DER

$\rightarrow_I$) **Si** $\begin{array}{c}\varphi\\ D\\ \psi\end{array} \in \text{DER}$ **entonces** $\dfrac{\begin{array}{c}\cancel{\varphi}\\ D\\ \psi\end{array}}{\varphi \rightarrow \psi} \in \text{DER}$

$\rightarrow_E$) **Si** $\begin{array}{c}D\\ \varphi\end{array} \in \text{DER}$ y $\begin{array}{c}D'\\ \varphi \rightarrow \psi\end{array} \in \text{DER}$ **entonces**

$$\dfrac{\begin{array}{c}D\\ \varphi\end{array} \qquad \begin{array}{c}D'\\ \varphi \rightarrow \psi\end{array}}{\psi} \in \text{DER}$$

Derivaciones - DER

$\vee_{I1}$) **Si** $\begin{matrix} D \\ \varphi \end{matrix}$ $\in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{matrix} D \\ \varphi \end{matrix}}{\varphi\vee\psi}$ $\in$ DER

$\vee_{I2}$) **Si** $\begin{matrix} D \\ \psi \end{matrix}$ $\in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{matrix} D \\ \psi \end{matrix}}{\varphi\vee\psi}$ $\in$ DER

$\vee_E$) **Si** $\begin{matrix} D \\ \varphi\vee\psi \end{matrix}$ $\in$ DER, $\begin{matrix} \varphi \\ D´ \\ \gamma \end{matrix}$ $\in$ DER y $\begin{matrix} \psi \\ D´´ \\ \gamma \end{matrix}$ $\in$ DER **entonces**

$$\dfrac{\begin{matrix} D \\ \varphi\vee\psi \end{matrix} \qquad \begin{matrix} \cancel{\varphi} \\ D´ \\ \gamma \end{matrix} \qquad \begin{matrix} \cancel{\psi} \\ D´´ \\ \gamma \end{matrix}}{\gamma} \in \text{DER}$$

Derivaciones - DER

$\leftrightarrow_{I}$) **Si** $\begin{array}{c}\varphi\\ D\\ \psi\end{array} \in$ DER y $\begin{array}{c}\psi\\ D'\\ \varphi\end{array} \in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{array}{c}\cancel{\varphi}\\ D\\ \psi\end{array} \quad \begin{array}{c}\cancel{\psi}\\ D'\\ \varphi\end{array}}{\varphi \leftrightarrow \psi} \in$ DER

$\leftrightarrow_{E1}$) **Si** $\begin{array}{c}D\\ \varphi\end{array} \in$ DER y $\begin{array}{c}D'\\ \varphi \leftrightarrow \psi\end{array} \in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{array}{c}D\\ \varphi\end{array} \quad \begin{array}{c}D'\\ \varphi \leftrightarrow \psi\end{array}}{\psi} \in$ DER

$\leftrightarrow_{E2}$) **Si** $\begin{array}{c}D\\ \psi\end{array} \in$ DER y $\begin{array}{c}D'\\ \varphi \leftrightarrow \psi\end{array} \in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{array}{c}D\\ \psi\end{array} \quad \begin{array}{c}D'\\ \varphi \leftrightarrow \psi\end{array}}{\varphi} \in$ DER

Derivaciones - DER

$\neg_I$) Si $\begin{array}{c}\varphi\\ D\\ \bot\end{array}$ $\in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{array}{c}\cancel{\varphi}\\ D\\ \bot\end{array}}{\neg\varphi}$ $\in$ DER

$\neg_E$) Si $\begin{array}{c}D\\ \neg\varphi\end{array}$ $\in$ DER y $\begin{array}{c}D'\\ \varphi\end{array}$ $\in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{array}{cc}D & D'\\ \neg\varphi & \varphi\end{array}}{\bot}$ $\in$ DER

Derivaciones - DER

$\perp_E$) Si $\begin{array}{c} \nabla_{D} \\ \perp \end{array} \in$ DER y $\varphi \in$ PROP **entonces** $\dfrac{\begin{array}{c} \nabla_{D} \\ \perp \end{array}}{\varphi} \in$ DER

RAA) Si $\begin{array}{c} \neg\varphi \\ \nabla_{D} \\ \perp \end{array} \in$ DER **entonces** $\dfrac{\begin{array}{c} \cancel{\neg\varphi} \\ \nabla_{D} \\ \perp \end{array}}{\varphi} \in$ DER

Conclusión e hipótesis

<u>**Def**</u> [conclusión e hipótesis de una derivación]

Sea D $\in$ DER.

- C(D) es la conclusión de D
- H(D) es el conjunto de hipótesis no canceladas de D

<u>Ejercicio:</u> Definir C(D) y H(D) por recursión en D, asumiendo que se cancelan todas las hipótesis en las reglas que se aplican.

Consecuencia Sintáctica

<u>Def 1.5.2</u> [consecuencia sintáctica]

Sea $\Gamma \subseteq$ PROP y $\varphi \in$ PROP.

φ *es consecuencia sintáctica de* Γ (o φ *se deriva de* Γ) ssi existe
D$\in$DER tal que:

- C(D) = φ y
- H(D) $\subseteq \Gamma$

<u>Notación:</u>

- $\Gamma \vdash \varphi$ se lee "φ *se deriva de* Γ"
- $\varnothing \vdash \varphi$ se lee "φ *es teorema*" y se escribe $\vdash \varphi$

<u>Def</u> [**CONS**, consecuencias sintácticas]

Dado $\Gamma \subseteq$PROP, el conjunto de las consecuencias sintácticas de Γ es CONS(Γ) $= \{\alpha \in \text{PROP} \mid \Gamma \vdash \alpha\}$

Derivaciones - Ejemplo

$\vdash \neg\neg\alpha \rightarrow \alpha$

$$
\dfrac{\dfrac{\dfrac{\cancel{\neg\neg\alpha}^{(2)} \quad \cancel{\neg\alpha}^{(1)}}{\perp}\,(E\neg)}{\alpha}\,(RAA)\ (1)}{\neg\neg\alpha \rightarrow \alpha}\,(I\rightarrow)\ (2)
$$

Derivaciones – Ejemplo (II)

$\vdash \alpha \to \neg\neg\alpha$

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{\cancel{\neg\alpha}^{(1)} \qquad \cancel{\alpha}^{(2)}}{\bot}\;(E\neg)}{\neg\neg\alpha}\;(I\neg)\;(1)}{\alpha \to \neg\neg\alpha}\;(I\to)\;(2)$$

Propiedades de $\wedge, \rightarrow$ y $\perp$

Lema 1.5.3

Para todos $\alpha, \beta \in$ PROP y $\Gamma, \Delta \subseteq$ PROP :

- Si $\alpha \in \Gamma$ entonces $\Gamma \vdash \alpha$
- Si $\Gamma \vdash \alpha$ y $\Delta \vdash \beta$ entonces $\Gamma \cup \Delta \vdash \alpha \wedge \beta$
- Si $\Gamma \vdash \alpha \wedge \beta$ entonces $\Gamma \vdash \alpha$ y $\Gamma \vdash \beta$
- Si $\Gamma, \alpha \vdash \beta$ entonces $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$
- Si $\Gamma \vdash \alpha$ y $\Delta \vdash \alpha \rightarrow \beta$ entonces $\Gamma \cup \Delta \vdash \beta$
- Si $\Gamma \vdash \perp$ entonces $\Gamma \vdash \alpha$
- Si $\Gamma, \neg\alpha \vdash \perp$ entonces $\Gamma \vdash \alpha$

Propiedades de $\vee$, $\leftrightarrow$, $\neg$

Lema 1.7.2

Para todos $\alpha, \beta \in$ PROP y $\Gamma, \Delta \subseteq$ PROP :

1. Si $\Gamma \vdash \alpha$ entonces $\Gamma \vdash \alpha \vee \beta$
2. Si $\Gamma \vdash \beta$ entonces $\Gamma \vdash \alpha \vee \beta$
3. Si $\Gamma, \alpha \vdash \gamma$ y $\Gamma, \beta \vdash \gamma$ entonces $\Gamma, (\alpha \vee \beta) \vdash \gamma$
4. Si $\Gamma, \alpha \vdash \beta$ y $\Gamma, \beta \vdash \alpha$ entonces $\Gamma \vdash (\alpha \leftrightarrow \beta)$
5. Si $\Gamma \vdash (\alpha \leftrightarrow \beta)$ entonces $\Gamma, \alpha \vdash \beta$ y $\Gamma, \beta \vdash \alpha$
6. Si $\Gamma, \alpha \vdash \bot$ entonces $\Gamma \vdash \neg\alpha$
7. Si $\Gamma \vdash \alpha$ y $\Delta \vdash \neg\alpha$ entonces $\Gamma \cup \Delta \vdash \bot$

Equivalencias entre conectivos

<u>Teorema 1.7.3</u>

Para todos $\alpha, \beta \in$ Prop:

$\vdash (\neg \alpha) \leftrightarrow (\alpha \to \perp)$

$\vdash (\alpha \vee \beta) \leftrightarrow \neg (\neg\alpha \wedge \neg\beta)$

$\vdash (\alpha \leftrightarrow \beta) \leftrightarrow (\alpha \to \beta) \wedge (\beta \to \alpha)$

$\vdash (\alpha \wedge \beta) \leftrightarrow \neg (\neg\alpha \vee \neg\beta)$

$\vdash (\alpha \to \beta) \leftrightarrow (\neg\alpha \vee \beta)$

$\vdash \perp \leftrightarrow \neg(\alpha \vee \neg\alpha)$

Más Propiedades

Teorema 1.5.4

$$\vdash \alpha \to (\beta \to \alpha)$$
$$\vdash \alpha \to (\neg \alpha \to \beta)$$
$$\vdash (\alpha \to \beta) \to ((\beta \to \sigma) \to (\alpha \to \sigma))$$
$$\vdash (\alpha \to \beta) \to (\neg \beta \to \neg \alpha)$$
$$\vdash \neg\neg \alpha \leftrightarrow \alpha$$
$$\vdash \alpha \to (\beta \to \sigma) \leftrightarrow (\alpha \wedge \beta \to \sigma)$$
$$\vdash \bot \leftrightarrow (\alpha \wedge \neg \alpha)$$

Propiedades interesantes de $\vdash$

- Si $\Gamma \subseteq \Delta$ y $\Gamma \vdash \alpha$, entonces $\Delta \vdash \alpha$
- Si $\Gamma \vdash \alpha$, entonces existe $\Delta \subseteq \Gamma$ tal que Δ es finito y $\Delta \vdash \alpha$
- Si $\Gamma \vdash \delta$ para toda $\delta \in \Delta$ y $\Delta \vdash \alpha$, entonces $\Gamma \vdash \alpha$