

Lógica informática (2007–08)

Tema 5: Tableros semánticos

José A. Alonso Jiménez
María J. Hidalgo Doblado

Grupo de Lógica Computacional
Departamento de Ciencias de la Computación e I.A.
Universidad de Sevilla

Tema 5: Tableros semánticos

1. Tableros semánticos proposicionales
2. Tableros semánticos de primer orden

Tema 5: Tableros semánticos

1. Tableros semánticos proposicionales

Búsqueda de modelos

Notación uniforme

Procedimiento de completación de tableros

Modelos por tableros semánticos

Consistencia mediante tableros

Teorema por tableros

Deducción por tableros

Tableros en notación reducida

2. Tableros semánticos de primer orden

Búsqueda exitosa de modelos

- Búsqueda de modelos de $\neg(\neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge r))$

$$I \models \neg(\neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge r))$$

$$\text{syss } I \models \{\neg(\neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge r))\}$$

$$\text{syss } I \models \{\neg p \vee \neg q, \neg\neg(p \wedge r)\}$$

$$\text{syss } I \models \{\neg p \vee \neg q, p \wedge r\}$$

$$\text{syss } I \models \{p, r, \neg p \vee \neg q\}$$

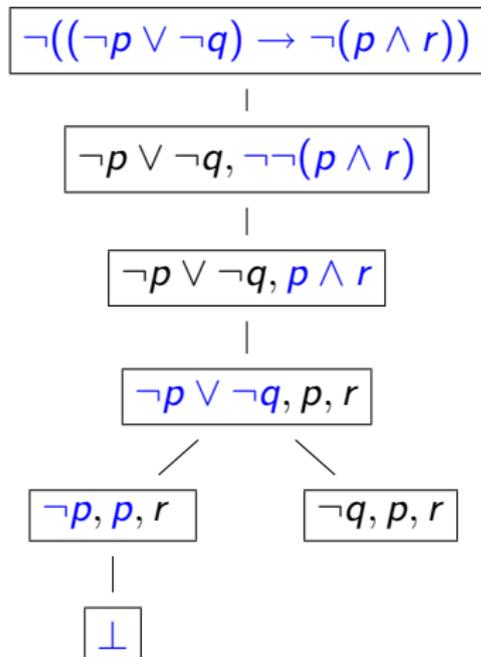
$$\text{syss } I \models \{p, r, \neg p\} \text{ ó } I \models \{p, r, \neg q\}$$

$$\text{syss } I \models \{\perp\} \text{ ó } I \models \{p, r, \neg q\}$$

- Modelos de $\neg(\neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge r))$:

Las interpretaciones I tales que $I(p) = 1$, $I(q) = 0$ e $I(r) = 1$.

Búsqueda exitosa de modelos por tableros semánticos



Búsqueda fallida de modelos

- Búsqueda de modelos de $\neg(\neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge q))$.

$$I \models \neg(\neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge q))$$

$$\text{syss } I \models \{\neg(\neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge q))\}$$

$$\text{syss } I \models \{\neg p \vee \neg q, \neg\neg(p \wedge q)\}$$

$$\text{syss } I \models \{\neg p \vee \neg q, p \wedge q\}$$

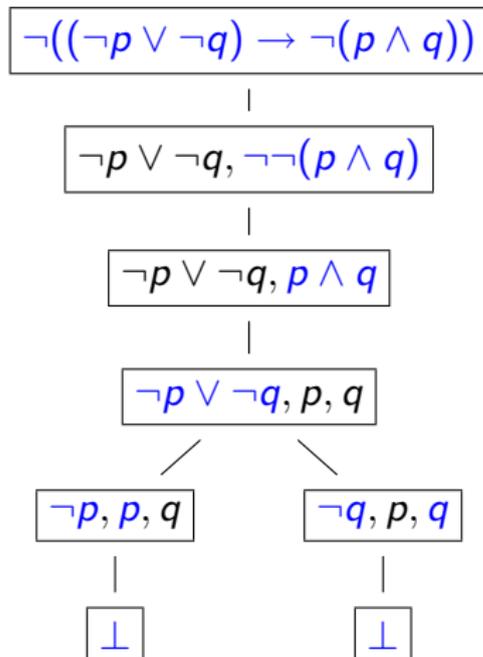
$$\text{syss } I \models \{p, q, \neg p \vee \neg q\}$$

$$\text{syss } I \models \{p, q, \neg p\} \text{ ó } I \models \{p, q, \neg q\}$$

$$\text{syss } I \models \{\perp\} \text{ ó } I \models \{\perp\}$$

- La fórmula $\neg(\neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge q))$ no tiene modelos (es insatisfacible).

Búsqueda fallida de modelos por tableros semánticos



Notación uniforme: Literales y dobles negaciones

▶ Literales

- ▶ Un **literal** es un átomo o la negación de un átomo (p.e. $p, \neg p, q, \neg q, \dots$).
- ▶ $I \models p$ syss $I(p) = 1$.
- ▶ $I \models \neg p$ syss $I(p) = 0$.

▶ Dobles negaciones

- ▶ F es una **doble negación** si es de la forma $\neg\neg G$.
- ▶ $I \models \neg\neg G$ syss $I \models G$.

▶ Reducción de modelos:

- ▶ $I \models F \wedge G$ syss $I \models F$ e $I \models G$.
- ▶ $I \models F \vee G$ syss $I \models F$ ó $I \models G$.

Notación uniforme: Fórmulas alfa y beta

- ▶ Las **fórmulas alfa**, junto con sus componentes, son

F	F_1	F_2
$A_1 \wedge A_2$	A_1	A_2
$\neg(A_1 \rightarrow A_2)$	A_1	$\neg A_2$
$\neg(A_1 \vee A_2)$	$\neg A_1$	$\neg A_2$
$A_1 \leftrightarrow A_2$	$A_1 \rightarrow A_2$	$A_2 \rightarrow A_1$

- ▶ Si F es alfa con componentes F_1 y F_2 , entonces $F \equiv F_1 \wedge F_2$.
- ▶ Las **fórmulas beta**, junto con sus componentes, son

F	F_1	F_2
$B_1 \vee B_2$	B_1	B_2
$B_1 \rightarrow B_2$	$\neg B_1$	B_2
$\neg(B_1 \wedge B_2)$	$\neg B_1$	$\neg B_2$
$\neg(B_1 \leftrightarrow B_2)$	$\neg(B_1 \rightarrow B_2)$	$\neg(B_2 \rightarrow B_1)$

- ▶ Si F es beta con componentes F_1 y F_2 , entonces $F \equiv F_1 \vee F_2$.

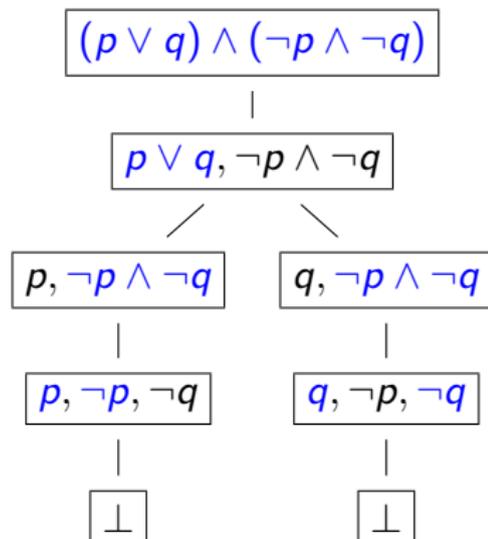
Tablero del conjunto de fórmulas S

Un **tablero** del conjunto de fórmulas S es un árbol construido mediante las reglas:

- ▶ El árbol cuyo único nodo tiene como etiqueta S es un tablero de S .
- ▶ Sea \mathcal{T} un tablero de S y S_1 la etiqueta de una hoja de \mathcal{T} .
 1. Si S_1 contiene una **fórmula y su negación**, entonces el árbol obtenido añadiendo como hijo de S_1 el nodo etiquetado con $\{\perp\}$ es un tablero de S .
 2. Si S_1 contiene una **doble negación** $\neg\neg F$, entonces el árbol obtenido añadiendo como hijo de S_1 el nodo etiquetado con $(S_1 \setminus \{\neg\neg F\}) \cup \{F\}$ es un tablero de S .
 3. Si S_1 contiene una **fórmula alfa** F de componentes F_1 y F_2 , entonces el árbol obtenido añadiendo como hijo de S_1 el nodo etiquetado con $(S_1 \setminus \{F\}) \cup \{F_1, F_2\}$ es un tablero de S .
 4. Si S_1 contiene una **fórmula beta** F de componentes F_1 y F_2 , entonces el árbol obtenido añadiendo como hijos de S_1 los nodos etiquetados con $(S_1 \setminus \{F\}) \cup \{F_1\}$ y $(S_1 \setminus \{F\}) \cup \{F_2\}$ es un tablero de S .

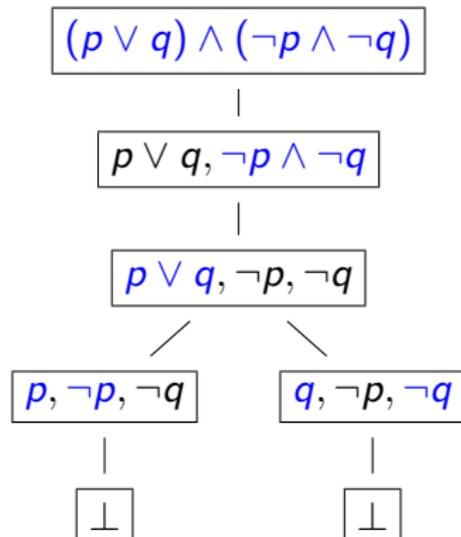
No unicidad del tablero de un conjunto de fórmulas

- Un tablero completo de $(p \vee q) \wedge (\neg p \wedge \neg q)$ es



No unicidad del tablero de un conjunto de fórmulas

- Otro tablero completo de $(p \vee q) \wedge (\neg p \wedge \neg q)$ es



Modelos por tableros

- ▶ Def.: Sea S un conjunto de fórmulas, \mathcal{T} un tablero de S .
 - ▶ Una hoja de \mathcal{T} es **cerrada** si contiene una fórmula y su negación o es de la forma $\{\perp\}$.
 - ▶ Una hoja de \mathcal{T} es **abierta** si es un conjunto de literales y no contiene un literal y su negación.
- ▶ Def.: Un **tablero completo** de S es un tablero de S tal que todas sus hojas son abiertas o cerradas.
- ▶ Def.: Un tablero es **cerrado** si todas sus hojas son cerradas.
- ▶ Reducción de modelos:
 - ▶ $I \models F \wedge G$ syss $I \models F$ e $I \models G$.
 - ▶ $I \models F \vee G$ syss $I \models F$ ó $I \models G$.
- ▶ Propiedades:
 1. Si las hojas de un tablero del conjunto de fórmulas $\{F_1, \dots, F_n\}$ son $\{G_{1,1}, \dots, G_{1,n_1}\}, \dots, \{G_{m,1}, \dots, G_{m,n_m}\}$, entonces $F_1 \wedge \dots \wedge F_n \equiv (G_{1,1} \wedge \dots \wedge G_{1,n_1}) \vee \dots \vee (G_{m,1} \wedge \dots \wedge G_{m,n_m})$.
 2. Prop.: Sea S un conjunto de fórmulas, \mathcal{T} un tablero de S e I una interpretación. Entonces, $I \models S$ syss existe una hoja S_1 de \mathcal{T} tal que $I \models S_1$.

Consistencia mediante tableros

- ▶ Prop.: Si $\{p_1, \dots, p_n, \neg q_1, \dots, \neg q_m\}$ es una hoja abierta de un tablero del conjunto de fórmulas S , entonces la interpretación I tal que $I(p_1) = 1, \dots, I(p_n) = 1, I(q_1) = 0, \dots, I(q_m) = 0$ es un modelo de S .
- ▶ Prop.: Un conjunto de fórmulas S es consistente syss S tiene un tablero con alguna hoja abierta.
- ▶ Prop.: Un conjunto de fórmulas S es inconsistente syss S tiene un tablero completo cerrado.

Teorema por tableros

- ▶ Def.: Una fórmula F es un **teorema** (mediante tableros semánticos) si tiene una prueba mediante tableros; es decir, si $\{\neg F\}$ tiene un tablero completo cerrado.

Se representa por $\vdash_{Tab} F$.

- ▶ Ejemplos: $\vdash_{Tab} \neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge q)$
 $\not\vdash_{Tab} \neg p \vee \neg q \rightarrow \neg(p \wedge r)$

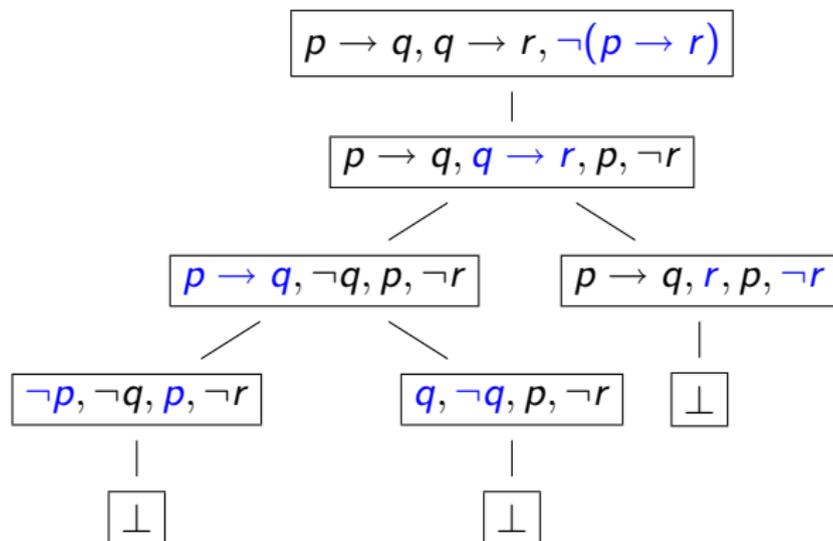
- ▶ Teor.: El cálculo de tableros semánticos es adecuado y completo; es decir,

$$\text{Adecuado: } \vdash_{Tab} F \Rightarrow \models F$$

$$\text{Completo: } \models F \Rightarrow \vdash_{Tab} F$$

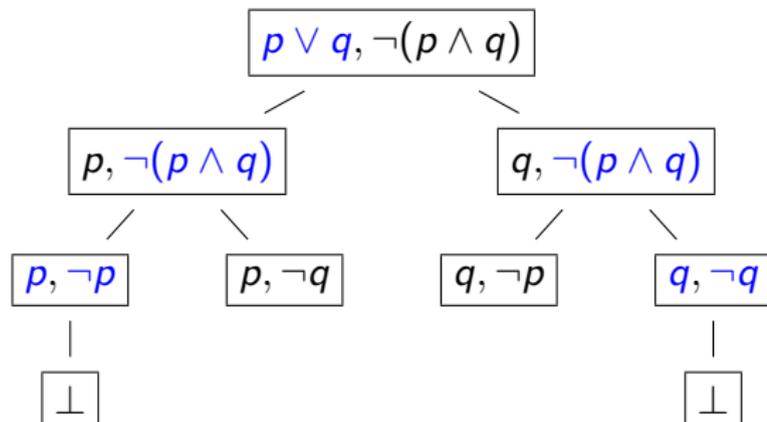
Deducción por tableros

- ▶ Def.: La fórmula F es **deducible** (mediante tableros semánticos) a partir del conjunto de fórmulas S si existe un tablero completo cerrado de $S \cup \{\neg F\}$. Se representa por $S \vdash_{Tab} F$.
- ▶ Ejemplo: $\{p \rightarrow q, q \rightarrow r\} \vdash_{Tab} p \rightarrow r$



Deducción por tableros

- Ejemplo: $\{p \vee q\} \not\vdash_{Tab} p \wedge q$



- Contramodelos de $\{p \vee q\} \not\vdash_{Tab} p \wedge q$

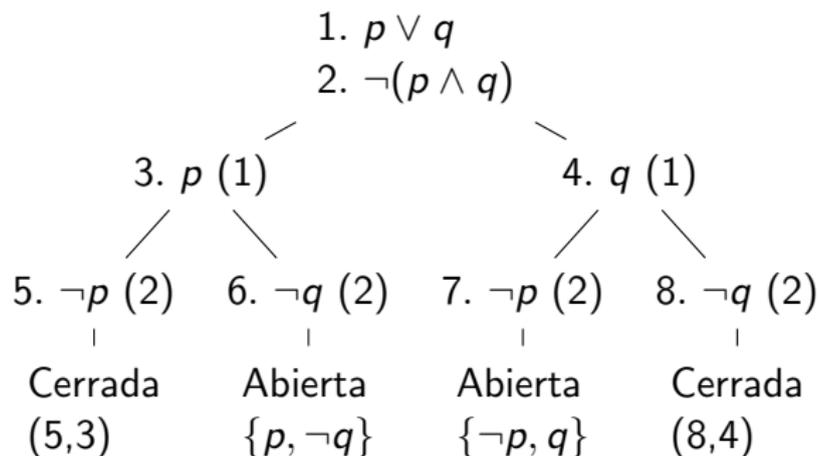
las interpretaciones l_1 tales que $l_1(p) = 1$ e $l_1(q) = 0$

las interpretaciones l_2 tales que $l_2(p) = 0$ e $l_2(q) = 1$

- Teor.: $S \vdash_{Tab} F$ syss $S \models F$.

Tableros en notación reducida

- Ejemplo: $\{p \vee q\} \not\vdash_{Tab} p \wedge q$



Tema 5: Tableros semánticos

1. Tableros semánticos proposicionales

2. Tableros semánticos de primer orden

Fórmulas gamma y delta

Consecuencia mediante tableros semánticos

Fórmulas gamma y delta

- ▶ Las **fórmulas gamma**, junto con sus componentes, son

$\forall x F$	$F[x/t]$	(con t un término básico)
$\neg \exists x F$	$\neg F[x/t]$	(con t un término básico)

- ▶ Las **fórmulas delta**, junto con sus componentes, son

$\exists x F$	$F[x/a]$	(con a una nueva constante)
$\neg \forall x F$	$\neg F[x/a]$	(con a una nueva constante)

Ejemplo de consecuencia mediante tableros semánticos

$$\{\forall x [P(x) \rightarrow Q(x)], \exists x P(x)\} \vdash_{Tab} \exists x Q(x)$$

1 $\forall x [P(x) \rightarrow Q(x)]$

2 $\exists x P(x)$

3 $\neg \exists x Q(x)$

4 $P(a)$ (2)

5 $P(a) \rightarrow Q(a)$ (1)

6 $\neg P(a)$ (5)

Cerrada

(6 y 4)

7 $Q(a)$ (5)

8 $\neg Q(a)$ (3)

Cerrada

(8 y 7)

Ejemplo de consecuencia mediante tableros semánticos

$$\{\forall x [P(x) \rightarrow Q(x)], \forall x [Q(x) \rightarrow R(x)]\} \vdash_{Tab} \forall x [P(x) \rightarrow R(x)]$$
1 $\forall x [P(x) \rightarrow Q(x)]$ 2 $\forall x [Q(x) \rightarrow R(x)]$ 3 $\neg \forall x [P(x) \rightarrow R(x)]$ 4 $\neg(P(a) \rightarrow R(a))$ (3)5 $P(a)$ (4)6 $\neg R(a)$ (4)7 $P(a) \rightarrow Q(a)$ (1)8 $Q(a) \rightarrow R(a)$ (2)
$$\begin{array}{l} / \\ 9 \neg P(a) \text{ (7)} \end{array}$$

Cerrada (9, 5)

$$\begin{array}{l} \backslash \\ 10 Q(a) \text{ (7)} \end{array}$$

$$\begin{array}{l} / \\ 11 \neg Q(a) \text{ (8)} \end{array}$$

Cerrada (11, 10)

$$\begin{array}{l} \backslash \\ 12 R(a) \text{ (8)} \end{array}$$

Cerrada (12, 6)

Ejemplo de no consecuencia mediante tablero

$$\forall x [P(x) \vee Q(x)] \not\models \forall x P(x) \vee \forall x Q(x)$$

- 1 $\forall x [P(x) \vee Q(x)]$
- 2 $\neg(\forall x P(x) \vee \forall x Q(x))$
- 3 $\neg\forall x P(x)$ (2)
- 4 $\neg\forall x Q(x)$ (2)
- 5 $\neg P(a)$ (3)
- 6 $\neg Q(b)$ (4)
- 7 $P(a) \vee Q(a)$ (1)
- 8 $P(b) \vee Q(b)$ (1)

9 $P(a)$ (7)
Cerrada (9,5)

10 $Q(a)$ (7)

11 $P(b)$ (8)
Abierta

12 $Q(b)$ (8)
Cerrada (12, 6)

Contramodelo: $U = \{a, b\}$, $I(P) = \{b\}$, $I(Q) = \{a\}$.

Bibliografía

1. Ben-Ari, M. *Mathematical Logic for Computer Science (2nd ed.)* (Springer, 2001)
Cap. 2: Propositional calculus: formulas, models, tableaux
2. Fitting, M. *First-Order Logic and Automated Theorem Proving (2nd ed.)* (Springer, 1995)
Cap. 3: Semantic tableaux and resolution
3. Hortalá, M.T.; Leach, J. y Rogríguez, M. *Matemática discreta y lógica matemática* (Ed. Complutense, 1998)
Cap. 7.9: Tableaux semánticos para la lógica de proposiciones
4. Nerode, A. y Shore, R.A. *Logic for Applications* (Springer, 1997)
Cap. 1.4: Tableau proofs in propositional calculus
5. E. Paniagua, J.L. Sánchez y F. Martín *Lógica computacional* (Thomson, 2003)
Cap. 4.3: Métodos de las tablas semánticas