

Sistemi Deduttivi

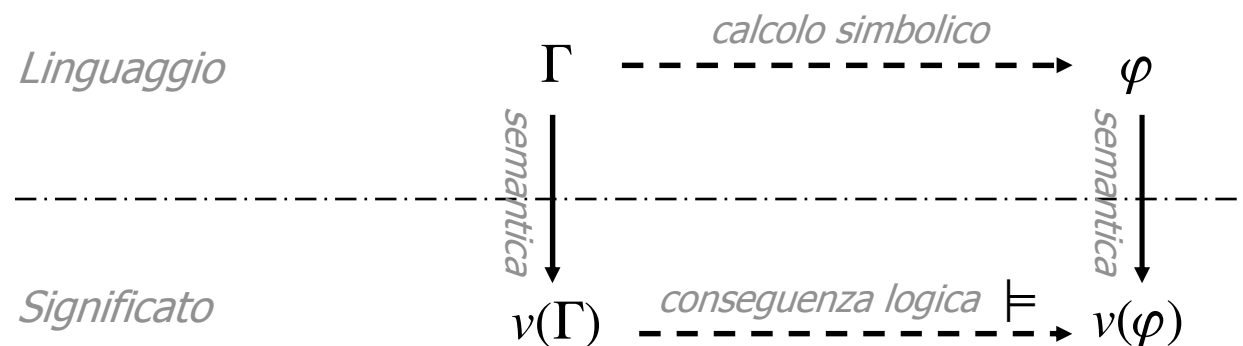
Marco Piastra

Calcolo simbolico?

- Una fbf φ è **conseguenza logica** di un insieme di fbf Γ sse qualsiasi *modello* di Γ è anche *modello* di φ

Si scrive anche:

$$\Gamma \models \varphi$$



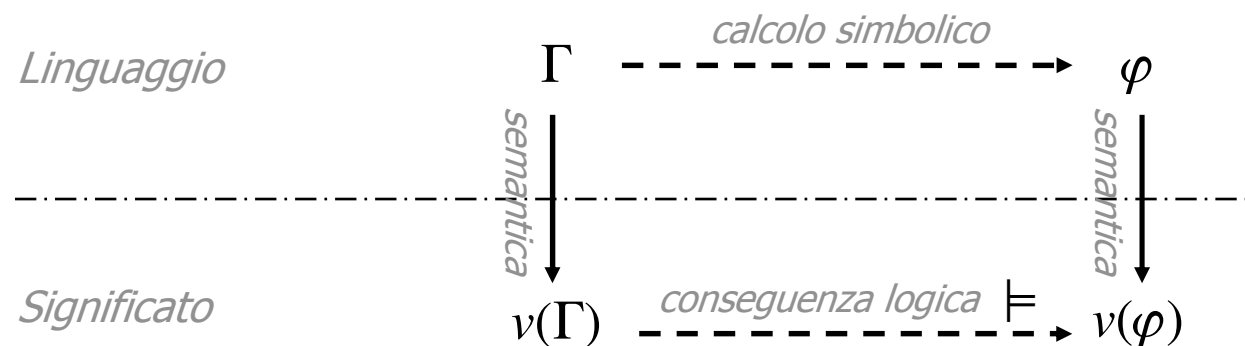
Si noti che la definizione fa riferimento a tutti i possibili significati (modelli)

Calcolo simbolico?

- Una fbf φ è **conseguenza logica** di un insieme di fbf Γ sse qualsiasi *modello* di Γ è anche *modello* di φ

Si scrive anche:

$$\Gamma \models \varphi$$



Si noti che la definizione fa riferimento a tutti i possibili significati (modelli)

- Si può stabilire l'esistenza della conseguenza logica operando sul linguaggio?

Ad esempio, applicando *schemi* di ragionamento

Schemi e conseguenza logica

■ Esempio: “La macchina non parte”

$C =$	“La batteria è carica”
$L =$	“Le luci si accendono”
$A =$	“L’autoradio funziona”
$M =$	“Il motorino d’avviamento gira”
$G =$	“Il motorino d’avviamento è guasto”
$P =$	“Il motore parte”

Regole:

$\rho_1:$	$\neg C \rightarrow (\neg L \wedge \neg A \wedge \neg M)$
$\rho_2:$	$G \rightarrow \neg M$
$\rho_3:$	$\neg M \rightarrow \neg P$

Ragionamento per schemi:

Utilizzando il fatto che $\varphi \rightarrow \psi$, $\varphi \models \psi$

Dalla premessa $\neg C$ applicando ρ_1 si ottiene: $\neg L \wedge \neg A \wedge \neg M$

Il che vuol dire: $\{\neg C, \rho_1\} \models \neg L \wedge \neg A \wedge \neg M$

Dalla premessa G applicando ρ_2 si ottiene: $\neg M$

quindi, applicando ancora ρ_3 si ottiene: $\neg P$

Il che vuol dire: $\{G, \rho_2, \rho_1\} \models \neg P$

Metodo assiomatico (a la Hilbert, 1899)

■ Elementi

$\langle L_p, Ax, Inf \rangle$

L_p è un linguaggio proposizionale (definito come in precedenza)

Ax è un'insieme di fbf di partenza, dette *assiomi*

Inf è un'insieme di regole di trascrizione con modifica (schemi)

Applicando una regola di inferenza ad una o più fbf, si deriva (aggiunge) una nuova fbf

■ Metodo

Dato un insieme di fbf $\Gamma = \{\varphi_1, \dots, \varphi_n\}$ assunte come **ipotesi**,
si cerca di *derivare* ψ una fbf che costituisce la **tesi** di interesse

Si parte da $\Gamma \cup Ax$

Si applicano le regole di inferenza per cercare di ottenere ψ

Tenere a mente: lo scopo è stabilire se $\Gamma \models \psi$

Ma senza fare ricorso alla semantica, operando solo sulle fbf

Regole di inferenza *Inf*

Si rammenti lo schema $\varphi \rightarrow \psi, \varphi \vdash \psi$, di validità generale

- In una logica formale, il calcolo (simbolico) si basa regole di **derivazione** (o di **inferenza**) che operano sulle fbf

Vale a dire sul linguaggio, non sui valori di verità

- Per L_P basta una sola regola di derivazione

Modus Ponens (MP):

$$\begin{array}{c} \varphi \rightarrow \psi \\ \varphi \\ \hline \psi \end{array}$$

Si scrive anche così:

$\varphi \rightarrow \psi, \varphi \vdash \psi$ (da $\varphi \rightarrow \psi$ e φ è *derivabile* ψ – attenti alla notazione!)

Ogni fbf derivata tramite *MP* da due tautologie è una tautologia

Provare per credere

I punti di partenza: gli assiomi Ax

Gli assiomi (di una logica) sono fbf che ne riassumono le caratteristiche
Descrivono (in forma compatta) gli *schemi di ragionamento*

▪ **Schemi d'assioma per L_P** (Lukasiewicz, 1917):

$$\text{Ax1} \quad \vdash \varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi)$$

$$\text{Ax2} \quad \vdash (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi))$$

$$\text{Ax3} \quad \vdash (\neg\varphi \rightarrow \neg\psi) \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi)$$

Ogni sostituzione delle (meta)variabili φ, ψ e χ con una fbf è un assioma

Le fbf così ottenute si dicono anche istanziazioni degli schemi di assioma

Esempi di fbf ottenute per sostituzione:

$$\vdash A \rightarrow (\neg A \rightarrow A)$$

$$[\text{Ax1: } \varphi/A, \psi/\neg A]$$

$$\vdash (\neg(B \vee C) \rightarrow \neg D) \rightarrow (D \rightarrow (B \vee C))$$

$$[\text{Ax3: } \varphi/(B \vee C), \psi/D]$$

Gli schemi di assioma sono *tautologie*, così come ogni singola sostituzione

Provare per credere

Teoremi: applicazione delle regole *Inf*

Dato un'insieme di fbf Γ , sono **teoremi** di Γ tutte le fbf φ che si possono ottenere applicando le regole di inferenza *Inf* a $Ax \cup \Gamma$

La definizione ha valore generale, si applica a qualsiasi logica assiomatizzata
L'insieme dei *teoremi* di Γ si indica anche come *Teoremi*(Γ)

(Γ può anche essere vuoto)

Nel caso di L_p

- Ax è l'insieme di tutti gli assiomi ottenuti per istanziazione di Ax_1, Ax_2, Ax_3
- *Inf* include solo la regola del Modus Ponens (*MP*)

Qualsiasi *teorema* di Γ è anche una *conseguenza logica* di Γ

$$\varphi \in \text{Teoremi}(\Gamma) \Rightarrow \Gamma \models \varphi$$

Perchè? (semplice esercizio per il lettore ...)

Derivazioni (o dimostrazioni) di teoremi

- Una *dimostrazione* (o *derivazione*) di una fbf φ da un insieme di fbf Γ

È una successione *finita* di passi $\Gamma \vdash \phi_1, \Gamma \vdash \phi_2, \dots, \Gamma \vdash \phi_n$

Ciascun passo ϕ_i deriva da Γ o dai passi precedenti:

- 1) Si ricava una fbf per sostituzione da uno degli assiomi Ax_n
- 2) Si importa una fbf presente nelle ipotesi Γ
- 3) Si ottiene una nuova fbf dalle fbf ai passi precedenti, tramite *Modus Ponens*

Nel passo finale, si ottiene la formula da dimostrare: $\phi_n = \varphi$

In generale, si scrive allora $\Gamma \vdash \varphi$ “ φ è derivabile da Γ ”

La dimostrazione non è necessariamente unica (anzi)

Proprietà notevoli:

- | | |
|-------------------------------------|---|
| $\vdash Ax_n$ | (un assioma, o sostituzione, è derivabile anche da un Γ vuoto) |
| $\Gamma \vdash Ax_n$ | (un assioma, o sostituzione, è derivabile da qualsiasi Γ) |
| $\{\varphi, \dots\} \vdash \varphi$ | (qualsiasi φ è derivabile da un Γ che già la contiene) |

Derivazioni, esempio pratico

- Il problema visto in precedenza (“Giorgio è contento”)

$$B \vee D \vee \neg(A \wedge C), B \vee C, A \vee D, \neg B \vdash D$$

Riscrivendo il problema usando solo \neg e \rightarrow

$$C \rightarrow (\neg B \rightarrow (A \rightarrow D)), \neg B \rightarrow C, \neg A \rightarrow D, \neg B \vdash D$$

Per comodità

$$\Gamma \vdash D$$

$$1: \Gamma \vdash \neg B \rightarrow C$$

$$2: \Gamma \vdash \neg B$$

$$3: \Gamma \vdash C \quad (MP\ 1,2)$$

$$4: \Gamma \vdash C \rightarrow (\neg B \rightarrow (A \rightarrow D))$$

$$5: \Gamma \vdash \neg B \rightarrow (A \rightarrow D) \quad (MP\ 3,4)$$

$$6: \Gamma \vdash A \rightarrow D \quad (MP\ 2,5)$$

$$7: \Gamma \vdash \neg A \rightarrow D$$

$$8*: \Gamma \vdash (\neg\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow \psi) \quad (Se\ fosse\ un\ assioma,\ ma\ non\ lo\ è)$$

$$9: \Gamma \vdash (\neg A \rightarrow D) \rightarrow ((A \rightarrow D) \rightarrow D) \quad (Sost)$$

$$10: \Gamma \vdash (A \rightarrow D) \rightarrow D \quad (MP\ 7,9)$$

$$11: \Gamma \vdash D \quad (MP\ 6,10)$$

Derivazioni: Teorema 0

- Qualsiasi fbf implica se stessa

$\vdash \varphi \rightarrow \varphi$

- 1: $\vdash (\varphi \rightarrow ((\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi)) \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi))$ (Ax2)
- 2: $\vdash (\varphi \rightarrow ((\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi))$ (Ax1)
- 3: $\vdash (\varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi)) \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi)$ (MP 1,2)
- 4: $\vdash (\varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi))$ (Ax1)
- 5: $\vdash \varphi \rightarrow \varphi$ (MP 3,4)

(meta)-Teorema di deduzione

$$\Gamma \cup \{\varphi\} \vdash \psi \quad \Leftrightarrow \quad \Gamma \vdash \varphi \rightarrow \psi$$

■ Da sinistra a destra:

$$\Gamma \cup \{\varphi\} \vdash \psi \Rightarrow \Gamma \vdash \varphi \rightarrow \psi$$

Sia $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{n-1}, \psi$ una derivazione di ψ da $\Gamma \cup \{\varphi\}$

Per α_1 sono dati due casi:

- 1) $\alpha_1 \in \Gamma$ oppure α_1 è un assioma
Usando Ax1, $\Gamma \vdash \alpha_1 \rightarrow (\varphi \rightarrow \alpha_1)$ ma anche $\Gamma \vdash \alpha_1$ e quindi $\Gamma \vdash \varphi \rightarrow \alpha_1$
- 2) $\alpha_1 = \varphi$
Per il Teorema 0, $\vdash \varphi \rightarrow \varphi$ e quindi $\Gamma \vdash \varphi \rightarrow \alpha_1$

Per α_j , assumendo che la tesi valga per α_{j-1} , sono dati tre casi:

- 1) $\alpha_j \in \Gamma$ oppure α_j è un assioma
Vedi il caso 1) di α_1
- 2) $\alpha_j = \varphi$
Vedi il caso 2) di α_1
- 3) α_j è ottenuto per *MP* da due passi precedenti α_i e $\alpha_i \rightarrow \alpha_j$
Se la tesi vale fino a $j-1$, allora si ha $\Gamma \vdash \varphi \rightarrow \alpha_i$ e $\Gamma \vdash \varphi \rightarrow (\alpha_i \rightarrow \alpha_j)$
Usando Ax2, $\vdash (\varphi \rightarrow (\alpha_i \rightarrow \alpha_j)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \alpha_i) \rightarrow (\varphi \rightarrow \alpha_j))$
ed applicando due volte il *MP* si ottiene $\Gamma \vdash \varphi \rightarrow \alpha_j$

(meta)-Teorema di deduzione

$$\Gamma \cup \{\varphi\} \vdash \psi \quad \Leftrightarrow \quad \Gamma \vdash \varphi \rightarrow \psi$$

- Da destra a sinistra:

$$\Gamma \vdash \varphi \rightarrow \psi \Rightarrow \Gamma \cup \{\varphi\} \vdash \psi$$

Sia $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{n-1}, \varphi \rightarrow \psi$ una derivazione di $\varphi \rightarrow \psi$ da Γ

La stessa derivazione di $\varphi \rightarrow \psi$ mostra che $\Gamma \cup \{\varphi\} \vdash \varphi \rightarrow \psi$

Dato che $\Gamma \cup \{\varphi\} \vdash \varphi$, applicando il *MP* si ottiene $\Gamma \cup \{\varphi\} \vdash \psi$

(meta)-Corollario del teorema di deduzione

- Duale semantico del teorema di deduzione

La stessa proprietà vale in termini di conseguenza logica

$$\Gamma \cup \{\varphi\} \models \psi \quad \Leftrightarrow \quad \Gamma \models \varphi \rightarrow \psi$$

Si verifica direttamente

Derivazioni: Teorema 1

- L'ordine delle ipotesi non è rilevante

$$\vdash (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow (\psi \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi))$$

$$1: (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)), \psi, \varphi \vdash (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi))$$

$$2: (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)), \psi, \varphi \vdash \varphi$$

$$3: (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)), \psi, \varphi \vdash \psi \rightarrow \chi \quad (MP\ 1,2)$$

$$4: (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)), \psi, \varphi \vdash \psi$$

$$5: (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)), \psi, \varphi \vdash \chi \quad (MP\ 3,4)$$

$$6: (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)), \psi \vdash \varphi \rightarrow \chi \quad (Ded)$$

$$7: (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \vdash \psi \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi) \quad (Ded)$$

$$8: \vdash (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow (\psi \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)) \quad (Ded)$$

Derivazioni: Teorema 2

- Doppia negazione implica affermazione

$$\vdash \neg\neg\varphi \rightarrow \varphi$$

- 1: $\vdash \neg\neg\varphi \rightarrow (\neg\neg\neg\neg\varphi \rightarrow \neg\neg\varphi)$ (Ax1)
- 2: $\neg\neg\varphi \vdash \neg\neg\neg\neg\varphi \rightarrow \neg\neg\varphi$ (Ded)
- 3: $\neg\neg\varphi \vdash (\neg\neg\neg\neg\varphi \rightarrow \neg\neg\varphi) \rightarrow (\neg\varphi \rightarrow \neg\neg\neg\varphi)$ (Ax3)
- 4: $\neg\neg\varphi \vdash \neg\varphi \rightarrow \neg\neg\neg\varphi$ (MP 3,2)
- 5: $\neg\neg\varphi \vdash (\neg\varphi \rightarrow \neg\neg\neg\varphi) \rightarrow (\neg\neg\varphi \rightarrow \varphi)$ (Ax3)
- 6: $\neg\neg\varphi \vdash \neg\neg\varphi \rightarrow \varphi$ (MP 5,4)
- 7: $\neg\neg\varphi \vdash \neg\neg\varphi$
- 8: $\neg\neg\varphi \vdash \varphi$ (MP 6,7)
- 9: $\vdash \neg\neg\varphi \rightarrow \varphi$ (Ded)

Derivazioni: Teorema 3

- Una regola è falsa se la premessa è vera e la conseguenza non lo è

$$\vdash \varphi \rightarrow (\neg\psi \rightarrow \neg(\varphi \rightarrow \psi))$$

- | | |
|---|---------------------|
| 1: $\varphi, (\varphi \rightarrow \psi) \vdash \psi$ | (Regola <i>MP</i>) |
| 2: $\varphi \vdash (\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow \psi$ | (<i>Ded</i>) |
| 3: $\varphi \vdash ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow \psi) \rightarrow (\neg\psi \rightarrow \neg(\varphi \rightarrow \psi))$ | (Ax3) |
| 4: $\varphi \vdash \neg\psi \rightarrow \neg(\varphi \rightarrow \psi)$ | (<i>MP</i> 3,2) |
| 5: $\vdash \varphi \rightarrow (\neg\psi \rightarrow \neg(\varphi \rightarrow \psi))$ | (<i>Ded</i>) |

Derivazioni: Teorema 4

- Da un assurdo si deriva qualsiasi cosa ("*Ex absurdo sequitur quodlibet*"): $\vdash \varphi \rightarrow (\neg\varphi \rightarrow \psi)$ (vale a dire $\varphi, \neg\varphi \vdash \psi$)

1:	$\varphi, \neg\varphi \vdash \neg\varphi \rightarrow (\neg\psi \rightarrow \neg\varphi)$	(Ax1)
2:	$\varphi, \neg\varphi \vdash \neg\varphi$	
3:	$\varphi, \neg\varphi \vdash \neg\psi \rightarrow \neg\varphi$	(MP 1,2)
4:	$\varphi, \neg\varphi \vdash (\neg\psi \rightarrow \neg\varphi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \psi)$	(Ax3)
5:	$\varphi, \neg\varphi \vdash \varphi \rightarrow \psi$	(MP 4,3)
6:	$\varphi, \neg\varphi \vdash \varphi$	
7:	$\varphi, \neg\varphi \vdash \psi$	(MP 5,6)
8:	$\varphi \vdash \neg\varphi \rightarrow \psi$	(Ded)
9:	$\vdash \varphi \rightarrow (\neg\varphi \rightarrow \psi)$	(Ded)

Un insieme di premesse contraddittorio si dice *incoerente* (o *inconsistente*)

Da un simile insieme di premesse è possibile derivare qualsiasi cosa:
anche una fbf come: $\psi \wedge \neg\psi$

Derivazioni: Teorema 5

- Se la falsità implica una contraddizione, allora dev'esser vero:

$$\vdash (\neg\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi$$

$$1: \neg\varphi \rightarrow \varphi, \neg\varphi \vdash \neg\varphi$$

$$2: \neg\varphi \rightarrow \varphi, \neg\varphi \vdash \neg\varphi \rightarrow \varphi$$

$$3: \neg\varphi \rightarrow \varphi, \neg\varphi \vdash \varphi$$

(MP 1,2)

$$4: \neg\varphi \rightarrow \varphi, \neg\varphi \vdash \varphi \rightarrow (\neg\varphi \rightarrow \neg(\neg\varphi \rightarrow \varphi))$$

(Teorema 4)

$$5: \neg\varphi \rightarrow \varphi, \neg\varphi \vdash \neg\varphi \rightarrow \neg(\neg\varphi \rightarrow \varphi)$$

(MP 3,4)

$$6: \neg\varphi \rightarrow \varphi, \neg\varphi \vdash \neg(\neg\varphi \rightarrow \varphi)$$

(MP 1,5)

$$7: \neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash \neg\varphi \rightarrow \neg(\neg\varphi \rightarrow \varphi)$$

(Ded)

$$8: \neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash (\neg\varphi \rightarrow \neg(\neg\varphi \rightarrow \varphi)) \rightarrow ((\neg\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi)$$

(Ax3)

$$9: \neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash (\neg\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi$$

(MP 7,8)

$$10: \neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash \neg\varphi \rightarrow \varphi$$

$$11: \neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash \varphi$$

(MP 9,10)

$$12: \vdash (\neg\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi$$

(Ded)

Derivazioni: Teorema "X"

- Regola di risoluzione (il risultato cercato per il primo esempio):

$$\vdash (\neg\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow \psi)$$

$$1: (\neg\varphi \rightarrow \psi), (\varphi \rightarrow \psi) \vdash (\neg\varphi \rightarrow \psi)$$

$$2: (\neg\varphi \rightarrow \psi), (\varphi \rightarrow \psi) \vdash (\neg\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\neg\psi \rightarrow \varphi) \quad (\text{Ax3})$$

$$3: (\neg\varphi \rightarrow \psi), (\varphi \rightarrow \psi) \vdash (\neg\psi \rightarrow \varphi) \quad (\text{MP } 1,2)$$

$$4: (\neg\varphi \rightarrow \psi), (\varphi \rightarrow \psi), \neg\psi \vdash \varphi \quad (\text{Ded})$$

$$5: (\neg\varphi \rightarrow \psi), (\varphi \rightarrow \psi), \neg\psi \vdash \varphi \rightarrow \psi$$

$$6: (\neg\varphi \rightarrow \psi), (\varphi \rightarrow \psi), \neg\psi \vdash \psi \quad (\text{MP } 4,5)$$

$$7: (\neg\varphi \rightarrow \psi), (\varphi \rightarrow \psi) \vdash (\neg\psi \rightarrow \psi) \quad (\text{Ded})$$

$$8: (\neg\varphi \rightarrow \psi), (\varphi \rightarrow \psi) \vdash ((\neg\psi \rightarrow \psi) \rightarrow \psi) \quad (\text{Teorema 5})$$

$$9: (\neg\varphi \rightarrow \psi), (\varphi \rightarrow \psi) \vdash \psi \quad (\text{MP } 7,8)$$

$$10: (\neg\varphi \rightarrow \psi) \vdash ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow \psi) \quad (\text{Ded})$$

$$11: \vdash (\neg\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow \psi) \quad (\text{Ded})$$

Correttezza

■ Correttezza

Le fbf derivabili dagli assiomi Ax_n sono *tautologie* (fbf valide)

$$\vdash \varphi \Rightarrow \models \varphi$$

Perchè:

Si può verificare direttamente che gli schemi di assioma Ax_1 , Ax_2 e Ax_3 sono schemi di tautologie

Si può verificare direttamente che la regola di inferenza del *Modus Ponens* è corretta, nel senso che preserva la conseguenza logica

Qualsiasi conseguenza logica di un insieme di tautologie è una tautologia

Completezza

■ Completezza

Le *tautologie* (fbf valide) sono fbf derivabili dagli assiomi Ax_n

$$\models \varphi \Rightarrow \vdash \varphi$$

Perchè:

Si consideri la tavola di verità di φ e dell'insieme di simboli atomici A_i che vi occorrono

Per ciascuna riga si costruisca un insieme di fbf $\{B_1, B_2, \dots, B_n\}$

dove $B_i = A_i$ se A_i ha valore 1 e $B_i = \neg A_i$ se A_i ha valore 0

Si prenda inoltre $\psi = \varphi$ se nella riga φ ha valore 1 e $\psi = \neg \varphi$ se φ ha valore 0

Allora $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \psi$

Chiaramente, la cosa è vera quando φ è una fbf atomica

Infatti, se $\psi = \varphi = A_1$ si ha

$$A_1 \vdash A_1$$

Se invece $\psi = \neg \varphi = \neg A_1$

$$\text{si ha } \neg A_1 \vdash \neg A_1$$

	A_1	A_2	...	A_n	φ
2^n righe	0	0	...	0	V_1
	0	0	...	1	V_2

	1	1	...	1	V_{2^n}

Completezza (2)

Per mostrare che $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \psi$ in generale si procede per induzione sulla composizione di φ assumendo che il fatto valga per le componenti più semplici

Primo caso: $\varphi = \neg\alpha$

Quando α ha valore 1, φ ha valore 0. Per l'ipotesi induttiva $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \alpha$

Quindi (variante del Teorema 2), $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \alpha \rightarrow \neg\neg\alpha$ e dunque

$B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \neg\neg\alpha$ (MP). Ma $\neg\neg\alpha = \neg\varphi = \psi$

Quando α ha valore 0, φ ha valore 1. Per l'ipotesi induttiva $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \neg\alpha$

Ma $\neg\alpha = \varphi = \psi$

Secondo caso: $\varphi = \alpha \rightarrow \beta$

Quando α ha valore 0, φ ha valore 1. Per l'ipotesi induttiva $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \neg\alpha$

Quindi (variante del Teorema 4), $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \neg\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta)$ e dunque

$B_1, B_2, \dots, B_n \vdash (\alpha \rightarrow \beta)$ (MP). Ma $(\alpha \rightarrow \beta) = \varphi = \psi$

Quando β ha valore 1, φ ha valore 1. Per l'ipotesi induttiva $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \beta$

Quindi (Ax1), $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \beta \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta)$ e dunque $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash (\alpha \rightarrow \beta)$ (MP)

Quando α ha valore 1 e β ha valore 0, φ ha valore 0. Per l'ipotesi induttiva

$B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \alpha$ e $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \neg\beta$.

Quindi (Teorema 3), $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \alpha \rightarrow (\neg\beta \rightarrow \neg(\alpha \rightarrow \beta))$ e dunque

$B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \neg(\alpha \rightarrow \beta)$ (doppio MP). Ma $\neg(\alpha \rightarrow \beta) = \neg\varphi = \psi$

Completezza (3)

Per mostrare che: $\models \varphi \Rightarrow \vdash \varphi$

Se φ è una tautologia, allora si ha $B_1, B_2, \dots, B_n \vdash \varphi$

In particolare, considerando $A_1, A_1, B_2, \dots, B_n \vdash \varphi$ e $\neg A_1, B_2, \dots, B_n \vdash \varphi$

Quindi si ha $B_2, \dots, B_n \vdash A_1 \rightarrow \varphi$ (*Ded*) e $B_2, \dots, B_n \vdash \neg A_1 \rightarrow \varphi$ (*Ded*)

Dal Teorema "X", $B_2, \dots, B_n \vdash (\neg A_1 \rightarrow \varphi) \rightarrow ((A_1 \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi)$ e dunque $B_2, \dots, B_n \vdash \varphi$ (doppio *MP*).

Iterando il procedimento per tutte le A_i si ottiene $\vdash \varphi$

Indipendenza degli schemi A_{Xn}

- Insieme minimo

Per provare la completezza di A_{Xn} sono stati usati tutti e tre gli schemi

- Indipendenza

I tre schemi sono **logicamente indipendenti**:

Non è possibile derivare uno di essi dai restanti due

- Esistono altre assiomatizzazioni di L_P

Si può avere anche uno schema solo

Non si può invece evitare di usare schemi di assioma

Avendo, di fatto, un insieme di assiomi infinito

In alternativa, si può usare un insieme finito introducendo una nuova regola di inferenza che permette di 'clonare' gli assiomi per sostituzione (cioè si tratta della stessa cosa in forma diversa)

Teorie, teoremi, assiomatizzazione

- Teoria = insieme di fbf

Un insieme di fbf Σ (comunque definito) può essere detto una **teoria**

- Teoremi = insieme di fbf derivabili da un insieme di partenza

Dato un insieme di fbf Γ , l'insieme dei **teoremi** di Γ è l'insieme di tutte le fbf *derivabili* a partire da Γ

$$\text{Teoremi}(\Gamma) = \{\varphi : \Gamma \vdash \varphi\}$$

- Assiomatizzazione = insieme di fbf che riassume un'intera teoria

Un insieme di fbf Γ è un'**assiomatizzazione** di una teoria Σ sse

$$\Sigma \equiv \text{Teoremi}(\Gamma)$$

Il sistema di assiomi A_{xn} descrive la *teoria* delle fbf *valide* della **logica proposizionale classica** L_P

La formalizzazione di una logica basata su l'assiomatizzazione delle fbf valide è anche detta 'a la Hilbert'

Proprietà delle derivazioni (*meta-teoremi*)

- *Monotonia sintattica*

Dati Γ e Δ , se $\Gamma \vdash \varphi$ allora $\Gamma \cup \Delta \vdash \varphi$

Qualsiasi derivazione di φ da Γ rimane valida anche estendendo Γ

- *Compattezza sintattica*

Se $\Gamma \vdash \varphi$ allora esiste un insieme Σ **finito**, con $\Sigma \subseteq \Gamma$, per cui $\Sigma \vdash \varphi$

Una derivazione di φ da Γ prevede un numero *finito* di passi, quindi può coinvolgere al più un numero *finito* di fbf in Γ

- *Transitività*

Se per ogni $\varphi \in \Sigma$ si ha che $\Gamma \vdash \varphi$ e $\Sigma \vdash \psi$ allora $\Gamma \vdash \psi$

Basta applicare ripetutamente il teorema di deduzione ed il *MP*

Proprietà delle derivazioni (*meta-teoremi*)

- **Correttezza**

Le fbf φ derivabili da un insieme di fbf Γ sono una *conseguenza logica* di Γ

$$\Gamma \vdash \varphi \Rightarrow \Gamma \models \varphi$$

- **Coerenza sintattica**

Un insieme Γ è coerente se da Γ non è derivabile qualsiasi φ

Si veda il Teorema 3: da una contraddizione si deriva qualsiasi fbf

Inoltre, per la correttezza, solo le conseguenze logiche sono derivabili

- **Riduzione all'assurdo (*refutazione*)**

$$\Gamma \cup \{\neg\varphi\} \text{ è incoerente } \Leftrightarrow \Gamma \vdash \varphi$$

$\Gamma \cup \{\neg\varphi\}$ è incoerente significa che, per qualsiasi ψ , $\Gamma \cup \{\neg\varphi\} \vdash \psi$

In particolare, si ha anche $\Gamma \cup \{\neg\varphi\} \vdash \varphi$

Per il teorema di deduzione $\Gamma \vdash \neg\varphi \rightarrow \varphi$

Dal Teorema 5 $\Gamma \vdash (\neg\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi$

Applicando il *MP* $\Gamma \vdash \varphi$

Proprietà delle derivazioni (*meta-teoremi*)

- *Coerenza equivale a soddisfacibilità*

Un insieme Γ è *soddisfacibile* se è *coerente*

Se Γ fosse incoerente, sarebbe possibile derivare una contraddizione (Teorema 3)

Ma allora la derivazione sarebbe *scorretta*, in quanto una contraddizione non può essere la conseguenza logica di un insieme Γ soddisfacibile

Un insieme Γ *coerente* è *soddisfacibile*

(Vedi testo)

- *Compattezza semantica*

Considerando un Γ qualsiasi (anche infinito)

$\Gamma \models \varphi \Rightarrow$ Esiste un insieme *finito* $\Sigma \subseteq \Gamma$ tale per cui $\Sigma \models \varphi$

(Vedi testo)

Completezza Forte

- *Completezza forte (strong completeness)*

Le conseguenze logiche di un Γ qualsiasi (anche infinito) sono *derivabili*

$$\Gamma \models \varphi \Rightarrow \Gamma \vdash \varphi$$

Si consideri un insieme finito qualsiasi Σ tale per cui $\Sigma \models \varphi$

Si consideri il problema $\Sigma \vdash \varphi$ e si applichi ripetutamente il teorema di deduzione fino a 'trasportare' le fbf in Σ a destra di \vdash

Utilizzando il duale semantico del teorema di deduzione, ci si riporta al caso della completezza rispetto alle tautologie

Per la compattezza semantica, si ha che un simile Σ esiste sempre