

Intelligenza Artificiale II

Logiche modali e temporali

Marco Piastra

Un paradosso?

Una particolare fbf di L_P :

$$(\varphi \rightarrow \psi) \vee (\psi \rightarrow \varphi)$$

Si tratta di una *tautologia*:

φ	ψ	$\varphi \rightarrow \psi$	$\psi \rightarrow \varphi$	$(\varphi \rightarrow \psi) \vee (\psi \rightarrow \varphi)$
0	0	1	1	1
0	1	0	1	1
1	0	1	0	1
1	1	1	1	1

- Lettura informale:

Una relazione di implicazione sussiste comunque tra due fbf φ e ψ qualsiasi di L_P in un senso o nell'altro.

Implicazione stretta

Si direbbe che la relazione di *conseguenza logica* sia troppo 'pervasiva'

Non si possono rappresentare coppie di proposizioni che non hanno alcuna relazione logica:

φ : "Questi fagioli sono bianchi"

ψ : "Oggi c'è lezione di IA"

▪ L'origine storica della logica modale

Il desiderio di rappresentare una forma di *implicazione* per cui questo 'paradosso' non vale

Originariamente detta *implicazione stretta* (Lewis, 1912)

Si affianca all'implicazione classica (anche *implicazione materiale*)

Come si vedrà, la definizione dell'implicazione stretta non è univoca (già Lewis era arrivato a definire diverse logiche modali, non una sola)

Implicazione modale

$\Box (A \rightarrow B)$ (si legga \Box come “L’agente ritiene che”)

p. es. A : “Il treno non è riportato dall’orario ferroviario”, B : “Il treno non c’è”

L’obiettivo è definire delle regole di ragionamento in cui si possa distinguere le verità soggettive (“l’agente ritiene che”) dalle verità oggettive.

■ Intuitivamente ci si aspetta che:

$\Box (A \rightarrow B), \Box A \vdash \Box B$

Se l’agente ritiene che $A \rightarrow B$ e A , allora ritiene che B

$\Box (A \rightarrow B), A \vdash \Box B$

Se A è (oggettivamente) vera, allora l’agente ritiene che B

$\Box (A \rightarrow B), A \not\vdash B$

Se la regola è soggettiva, la verità (oggettiva) di A non implica la verità di B

■ Inoltre:

$\vdash \Box A \vee \neg \Box A$

Si può assumere A oppure no ...

$\not\vdash \Box A \vee \Box \neg A$

... ma non si è obbligati ad avere un’opinione

$\not\vdash \Box (A \rightarrow B) \vee \Box (B \rightarrow A)$

Non si è obbligati a ritenere vera la regola o la regola opposta

Linguaggio e derivazione

- L_{MP} : Logica modale proposizionale

Linguaggio della logica proposizionale classica + il simbolo unario \Box

si legga $\Box \varphi$ come “è *necessario* che φ ” o anche “l’agente ritiene che φ ”

ed un simbolo unario *derivato*:

$$\Diamond \Leftrightarrow \neg \Box \neg$$

si legga $\Diamond \varphi$ come “è *possibile* che φ ” o anche “l’agente ritiene possibile che φ ”

- Assiomi proposizionali

Valgono gli schemi di assioma Ax_1, Ax_2, Ax_3 di L_P (si estende la logica classica)

Nelle sostituzioni, però, non si può separare \Box da quel che segue:

$\Box \varphi$ deve essere considerato come un’unica proposizione

- Regole di inferenza

modus ponens

$$\varphi \rightarrow \psi, \varphi \vdash \psi$$

necessitazione (Nec)

$$\varphi \vdash \Box \varphi$$

Identico il concetto di *dimostrazione* (metodo *a la Hilbert*)

Semantica modale: mondi possibili ed accessibilità

- Intuitivamente, in logica classica

L'agente considera un solo mondo (un *mondo possibile*)

Le formule di una teoria descrivono i fatti noti (esempio: il mondo dei blocchi)

- Intuitivamente, in logica modale (nella declinazione *epistemica*)

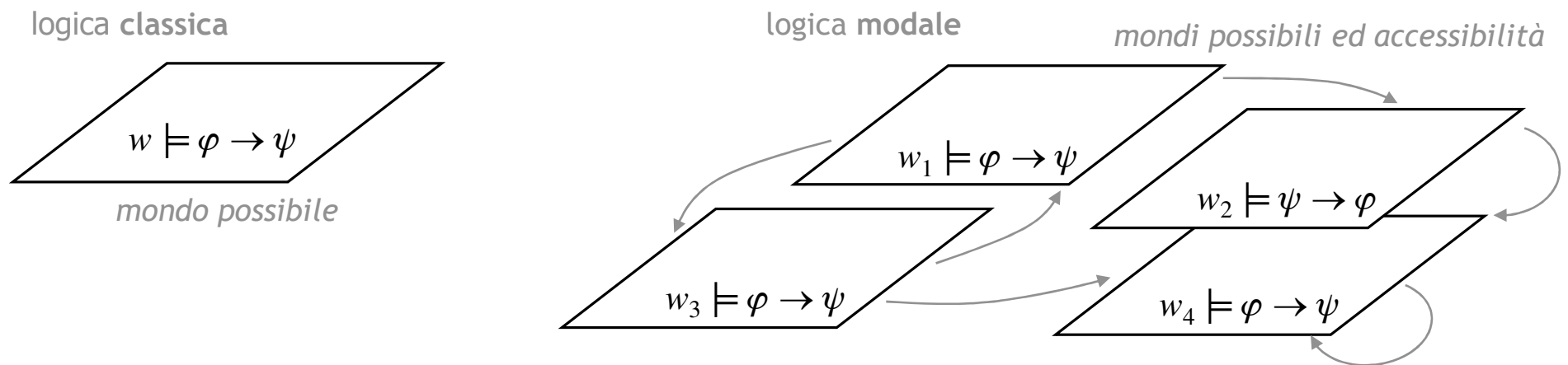
L'agente considera una pluralità di *mondi possibili*

Ciascuno di essi descrive una situazione logicamente coerente

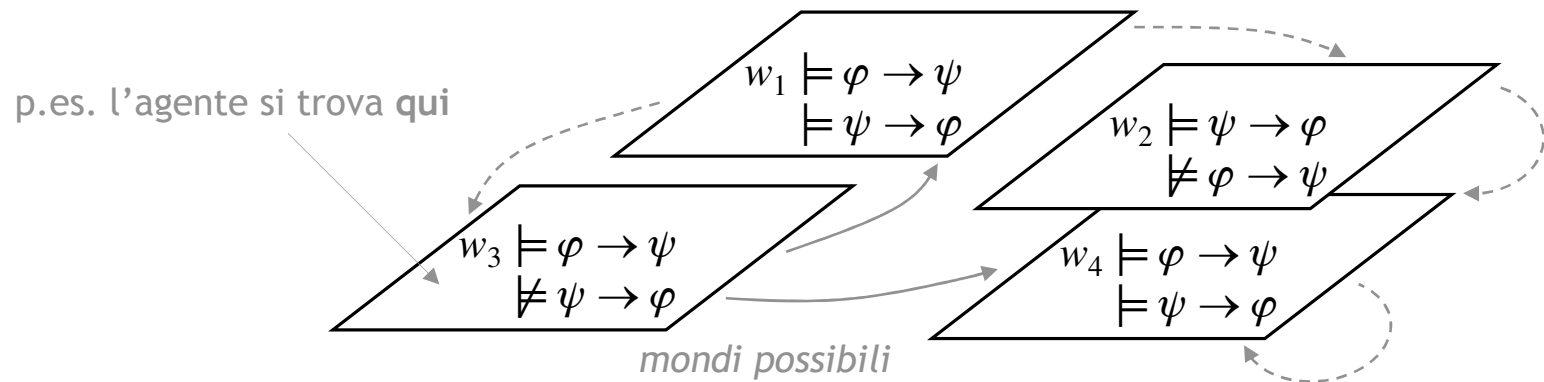
Le formule di una teoria descrivono fatti noti e fatti ritenuti veri

L'insieme dei mondi possibili è strutturato

La relazione di **accessibilità** rappresenta i legame mondi ritenuti possibili



Interpretazione degli operatori modali



In ciascun mondo le formule φ non modali hanno un valore definito

- La semantica di \Box è definita in riferimento a un singolo mondo

$\Box \varphi$ è vera in un mondo w sse φ è vera in tutti mondi accessibili (o *possibili*) da w

Esempio:

Per un agente che si trova in w_3 , $\Box (\varphi \rightarrow \psi)$ è vera, $\Box (\psi \rightarrow \varphi)$ è vera

Per un agente che si trova in w_1 , $\Box (\varphi \rightarrow \psi)$ è falsa, $\Box (\psi \rightarrow \varphi)$ è falsa, $\Diamond (\psi \rightarrow \varphi)$ è vera

Una formula modale può essere vera in tutti i mondi possibili

Esempio: $\Diamond (\psi \rightarrow \varphi)$ è vera in tutti mondi in figura

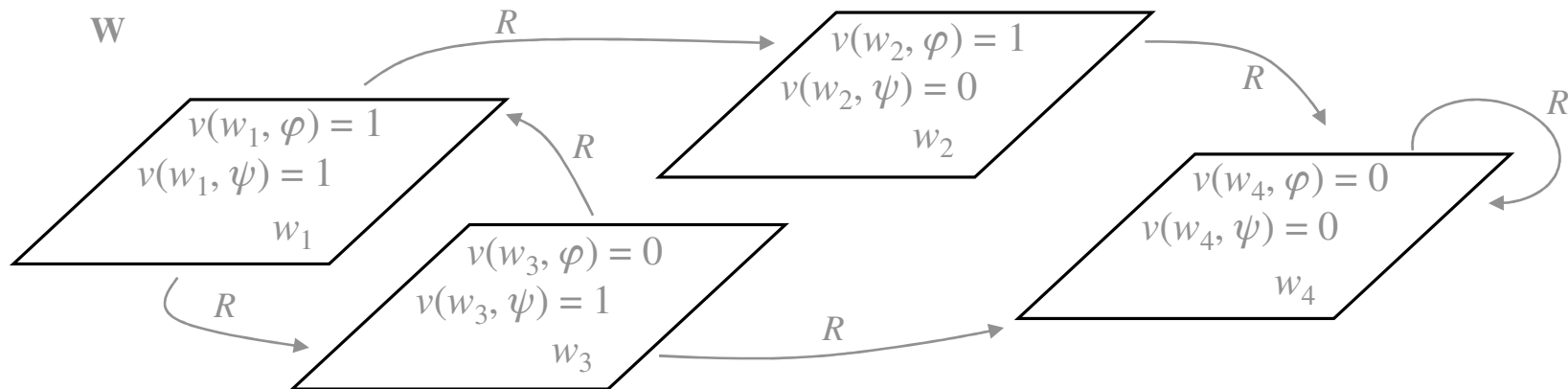
Strutture semantiche modali

- Modello come insieme strutturato di mondi possibili

(dato un linguaggio proposizionale modale L_{MP})

Si definisce una struttura (di Kripke) $\langle \mathbf{W}, R, v \rangle$:

- \mathbf{W} è un insieme di punti detti anche 'stati' o 'mondi possibili'
- R è una relazione binaria (in \mathbf{W}^2) che definisce l'accessibilità tra mondi
- v è una funzione che assegna un valore di verità alle fbf di L_{MP} in ciascun mondo $w \in \mathbf{W}$



(è la stessa struttura dell'esempio precedente)

Regole semantiche

Definizione in tre passi

- 1) Soddisfacimento di formule non modali in un mondo w della struttura $\langle \mathbf{W}, R, v \rangle$
- 2) Soddisfacimento di formule in un mondo w della struttura $\langle \mathbf{W}, R, v \rangle$
- 3) Soddisfacimento nell'intera struttura

▪ Soddisfacimento

Una fbf non modale φ è soddisfatta in un mondo $w \in \mathbf{W}$ di una struttura $\langle \mathbf{W}, R, v \rangle$ sse φ è vera in w

$$\langle \mathbf{W}, R, v \rangle, w \models \varphi \quad \text{sse} \quad v(w, \varphi) = 1 \quad (\text{secondo le regole di } L_P)$$

fbf modali elementari, in un mondo w

$$\langle \mathbf{W}, R, v \rangle, w \models \Box \varphi \quad \text{sse} \quad \forall w' \in \mathbf{W}, wRw'; \langle \mathbf{W}, R, v \rangle, w' \models \varphi$$

$$\langle \mathbf{W}, R, v \rangle, w \models \Diamond \varphi \quad \text{sse} \quad \exists w' \in \mathbf{W}, wRw'; \langle \mathbf{W}, R, v \rangle, w' \models \varphi$$

Tramite le usuali regole di composizione semantica, le definizioni si estendono alle fbf composite

Formula qualsiasi $\psi \in L_{MP}$, nell'intera struttura $\langle \mathbf{W}, R, v \rangle$

$$\langle \mathbf{W}, R, v \rangle \models \psi \quad \text{sse} \quad \forall w \in \mathbf{W}; \langle \mathbf{W}, R, v \rangle, w \models \psi$$

Logiche modali ed assiomi

Le logiche modali costituiscono una famiglia di logiche

- **Logica modale normale**

$$K: \Box (\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\Box \varphi \rightarrow \Box \psi)$$

(corrisponde alla possibilità di una semantica dei mondi possibili - *a la Kripke*)

- **Alcuni assiomi modali**

$$D: \Box \varphi \rightarrow \neg \Box \neg \varphi \quad (\text{equivale a } \Box \varphi \rightarrow \Diamond \varphi)$$

$$T: \Box \varphi \rightarrow \varphi$$

$$4: \Box \Box \varphi \rightarrow \Box \varphi$$

$$5: \neg \Box \neg \varphi \rightarrow \Box \neg \Box \neg \varphi \quad (\text{equivale a } \Diamond \varphi \rightarrow \Box \Diamond \varphi)$$

$$B: \varphi \rightarrow \Box \neg \Box \neg \varphi \quad (\text{equivale a } \varphi \rightarrow \Box \Diamond \varphi)$$

- **Assiomatizzazione di una (particolare) logica modale (normale)**

Gli assiomi Ax_1 , Ax_2 , Ax_3 di L_P

Una combinazione di assiomi modali che include K (normalità)

ad esempio K, D, 4 e 5

Attenzione: in logica modale NON vale il teorema di deduzione

Corrispondenze semantiche

I principali assiomi corrispondono a proprietà della relazione di accessibilità R tra i mondi possibili

▪ Assiomi e proprietà di R

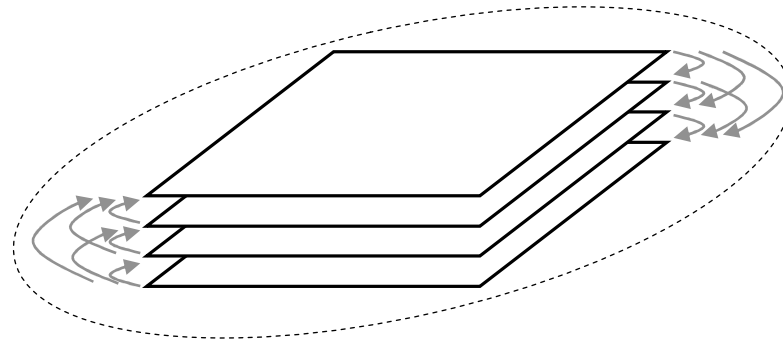
D: $\Box \varphi \rightarrow \Diamond \varphi$	\Leftrightarrow	R seriale	$(\forall w \exists v, wRu)$
T: $\Box \varphi \rightarrow \varphi$	\Leftrightarrow	R riflessiva	
5: $\Diamond \varphi \rightarrow \Box \Diamond \varphi$	\Leftrightarrow	R euclidea	$(wRv, wRu \Rightarrow vRu)$
4: $\Box \Box \varphi \rightarrow \Box \varphi$	\Leftrightarrow	R transitiva	
B: $\varphi \rightarrow \Box \Diamond \varphi$	\Leftrightarrow	R simmetrica	

Quindi la logica KT45 (= KTB45 = KT5 = S5) corrisponde alla classe di strutture dove R è una relazione di *equivalenza*

Non tutte le proprietà della relazione R corrispondono ad un assioma modale (e.g. *irriflessività*)

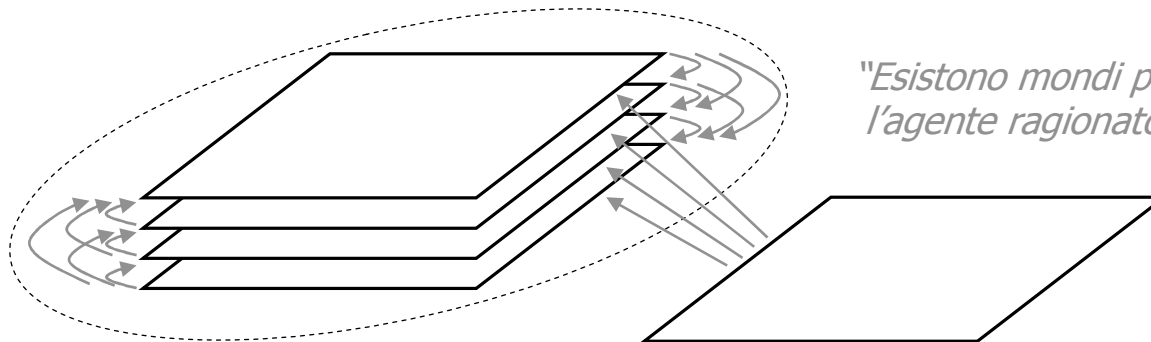
Strutture di mondi possibili

La logica KT45 (= S5) è soddisfacibile in una classe di strutture in cui tutti i mondi appartengono ad un'unica classe di equivalenza



"L'agente ragionatore ha accesso diretto a tutti i mondi possibili"

La logica KD45 è soddisfacibile invece in una classe di strutture in cui almeno un mondo rimane 'all'esterno'



"Esistono mondi possibili a cui l'agente ragionatore non ha accesso"

Verità e conoscenza

- L'operatore modale \Box non è un quantificatore sui mondi possibili

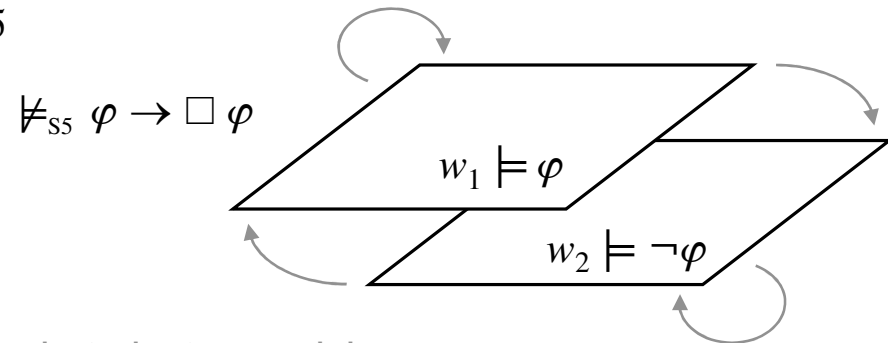
La semantica si basa infatti sulla relazione di accessibilità R

Esempio: $\varphi \rightarrow \Box \varphi$ non è una fbf valida in S5

La struttura è S5 ma $\varphi \rightarrow \Box \varphi$ non è vera in alcuno dei due mondi

Si ricordi la regola Nec $\varphi \vdash \Box \varphi$:

evidentemente il teorema di deduzione non vale in logica modale



La validità di $\varphi \rightarrow \Box \varphi$ in S5 provocherebbe il 'collasso'

della logica modale: il simbolo \Box diventerebbe inutile e si avrebbe $S5 \equiv L_P$

Che significa tutto questo?

- In S5 il sistema delle conoscenze $\Box \varphi$ è certo (e progressivo) ma non si confonde con φ
La fbf $\varphi \rightarrow \Box \varphi$ significherebbe "ciò che è certo è anche conosciuto"
- La regola $\varphi \vdash \Box \varphi$ significa "ciò che è certo può essere derivato (o conosciuto)"
In KD45 il sistema delle conoscenze $\Box \varphi$ non è certo (e nemmeno progressivo, o monotono)

La conoscenza dell'agente ragionatore

- Ciascuna logica modale caratterizza il sistema di conoscenze dell'agente

KT45 (= S5) è la logica della conoscenza *infallibile*

infatti vale T: $\Box \varphi \rightarrow \varphi$

KD45 è invece la logica della conoscenza *falsificabile*

infatti vale D: $\Box \varphi \rightarrow \neg \Box \neg \varphi$

L'assioma D esprime un requisito più debole, di non contraddittorietà

Gli assiomi 4 e 5 riguardano le capacità introspettive

4: $\Box \Box \varphi \rightarrow \Box \varphi$

5: $\Diamond \varphi \rightarrow \Box \Diamond \varphi$

L'agente "sa di sapere"?

Esempio: logica modale K45 e *Default Logic* (Konolige, 1988)

$(\Box \alpha \wedge \Diamond \beta_1 \wedge \Diamond \beta_2 \wedge \dots \wedge \Diamond \beta_n) \rightarrow \Box \gamma$

(Trascrizione modale dello schema di inferenza per *default*)

La logica modale di riferimento è K45 : il ragionamento per *default* non garantisce infatti la 'consistenza' (assioma D)

(*La trascrizione modale K45 non è del tutto equivalente alla *Default Logic*)

Logiche modali e L_{PO}

- L'operatore modale \Box è comunque un quantificatore

L_{MP} corrisponde infatti ad un frammento (un sotto-insieme) di L_{PO}

Regola di traduzione standard (*Standard Translation*)

$ST_x(A) = A(x)$ (da proposizione a predicato unario, x variabile libera)

$ST_x(\neg\varphi) = \neg ST_x(\varphi)$

$ST_x(\varphi \rightarrow \psi) = ST_x(\varphi) \rightarrow ST_x(\psi)$

$ST_x(\Box \varphi) = \forall y (R(x,y) \rightarrow ST_y(\varphi))$ (notare l'uso di y in ST_y , y vincolata)

$ST_x(\Diamond \varphi) = \exists y (R(x,y) \wedge ST_y(\varphi))$ (notare l'uso di y in ST_y , y vincolata)

Validità di $ST_x(\varphi)$ in un mondo $w \in \mathbf{W}$: $\langle \mathbf{W}, v \rangle (x:w) \models ST_x(\varphi)$

Validità di $ST_x(\varphi)$ in tutti i mondi di \mathbf{W} : $\langle \mathbf{W}, v \rangle \models \forall x ST_x(\varphi)$

Logiche modali

- In generale, le logiche modali
 - Sono caratterizzate dalla scelta di un particolare insieme di assiomi (e.g. KT5, KD45) a seconda del tipo di nozione informale si vuole rappresentare
 - Sono complete rispetto alla corrispondente classe di strutture
 - Sono *decidibili* (in versione proposizionale)
Quindi anche il corrispondente frammento di L_{PO} lo è
- Inoltre
 - Non sono *vero-funzionali*:
non esiste la possibilità di creare le tavole di verità con un numero finito di valori
 - Sono considerate *intensionali* e non *estensionali*
in quanto il valore di verità dipende anche da un 'mondo possibile' o contesto
- Automazione
Tipicamente, si usano metodi a tableau
(con regole di inferenza diverse, a seconda della particolare logica modale)

2

Logiche temporali

Mondi e sequenze temporali

- Stessa struttura, diversa concettualizzazione

La struttura dei mondi possibili può essere vista come una successione di istanti discreti

Ogni mondo rappresenta una descrizione completa ad un dato istante

La relazione di accessibilità descrive le possibili transizioni temporali

- Operatori temporali

A	(<i>always A</i>)	A è vero d'ora in poi
$\bigcirc A$	(<i>nexttime A</i>)	A sarà vero nell'istante successivo
$\diamond A$	(<i>eventually A</i>)	A sarà vero, prima o poi

Esempi

$\square (A \rightarrow B)$	D'ora in poi, se A allora B
$A \rightarrow \square B$	Se A allora d'ora in poi B
$A \rightarrow \bigcirc B$	Se A allora B sarà vero nell'istante successivo
$\diamond \square A$	Prima o poi A sarà vero per sempre
$\square \diamond A$	In tutti gli istanti successivi, A sarà vero prima o poi

Linguaggio e assiomi

- LTL_P : logica temporale lineare (proposizionale)

Linguaggio di L_P più i simboli unari \square , \circ , \diamond

- Assiomi

Gli schemi di assioma AX_1 , AX_2 , AX_3 di L_P

Assiomi specifici:

$$Itl_1: \neg \circ \varphi \leftrightarrow \circ \neg \varphi$$

$$Itl_2: \circ (\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\circ \varphi \rightarrow \circ \psi) \quad (\text{sussume l'assioma K})$$

$$Itl_3: \square \varphi \rightarrow (\varphi \wedge \circ \square \varphi)$$

- Regole di inferenza

$$\text{Modus Ponens} \quad \varphi \rightarrow \psi, \varphi \vdash \psi$$

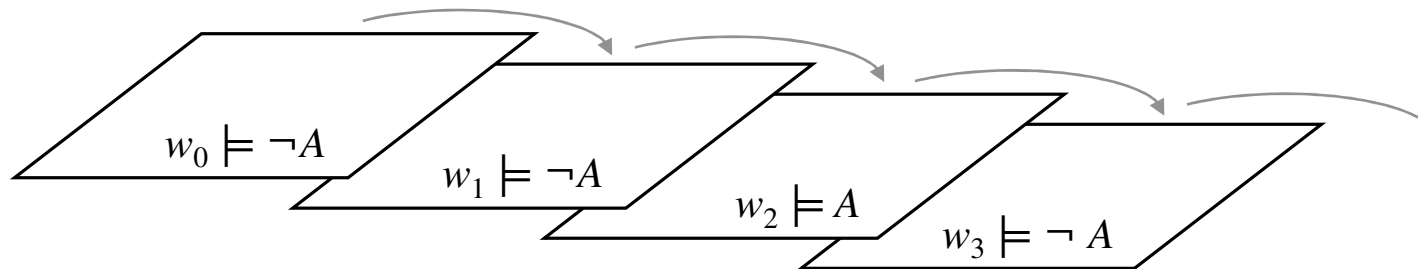
$$\text{Nex} \quad \varphi \vdash \circ \varphi$$

$$\text{Ind} \quad \varphi \rightarrow \psi, \varphi \rightarrow \circ \varphi \vdash \varphi \rightarrow \square \psi$$

Identico il concetto di *dimostrazione* (metodo 'a la Hilbert', a partire dagli assiomi)

Strutture di mondi possibili, semantica

- La logica LTL_p è soddisfacibile in una classe di strutture in cui tutti i mondi appartengono ad un'unica sequenza infinita



- Regole semantiche:

Data una struttura $\langle \mathbf{W}, w_0, v \rangle$, dove \mathbf{W} è una sequenza di mondi $\{w_i\}$, $i \in \mathbb{N}$

$$\langle \mathbf{W}, v \rangle, w_i \models \Box \varphi \quad \text{sse} \quad \forall j \geq i, \langle \mathbf{W}, v \rangle, w_j \models \varphi$$

$$\langle \mathbf{W}, v \rangle, w_i \models \bigcirc \varphi \quad \text{sse} \quad \langle \mathbf{W}, v \rangle, w_{i+1} \models \varphi$$

$$\langle \mathbf{W}, v \rangle, w_i \models \Diamond \varphi \quad \text{sse} \quad \exists j \geq i, \langle \mathbf{W}, v \rangle, w_j \models \varphi$$

Proprietà di LTL_P - Automazione

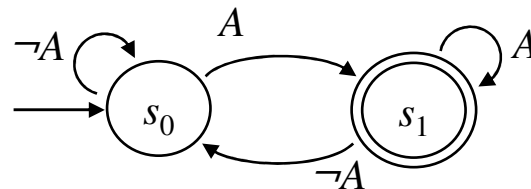
- LTL_P è completa

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

$$\Gamma \models \varphi \Rightarrow \Gamma \vdash \varphi \quad (\text{se } \Gamma \text{ è un insieme finito})$$

- La soddisfacibilità di una teoria (finita) in LTL_P è riconducibile ad un automa a stati finiti (automa di Büchi)

$$\Box \Diamond A$$



Nel diagramma, le etichette degli archi hanno solo un valore di esempio

Una fbf di LTL_P è sempre traducibile in un automa di Büchi

Un automa di Büchi riconosce sequenze *infinite*:

una sequenza $\{\omega_i\}$, $i \in \mathbb{N}$ è riconosciuta se produce una sequenza di stati $\{\rho_i\}$ in cui lo stato finale occorre infinite volte

Una fbf di LTL_P è **soddisfacibile** se l'insieme di sequenze riconosciute dal corrispondente automa di Büchi non è vuoto

Model Checking

- Verifica formale delle proprietà di un modello di processo

- Sistemi effettivi (p.es. SPIN)

Traducono le fbf in LTL_p nel corrispondente automa di Büchi

Confrontano

l'automa di Büchi

con l'automa a stati finiti che descrive il processo

Producono una conferma o un contro-esempio (una sequenza che non soddisfa)

Esempi di proprietà del modello di processo:

Sicurezza

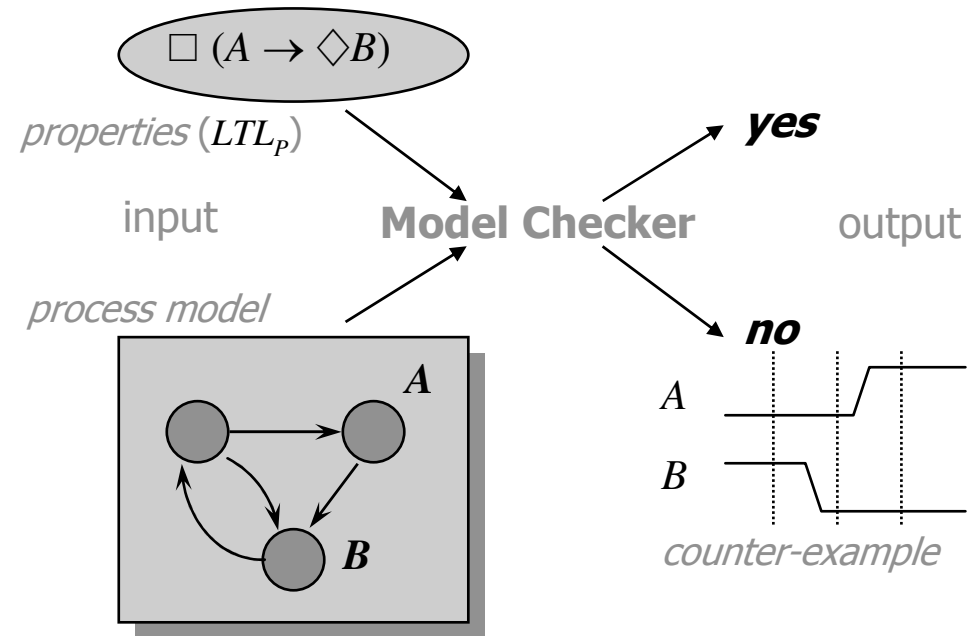
- $\neg(\text{Condition1} \wedge \text{Condition2})$ (le due condizioni non si verificano mai simultaneamente)

Produttività (*Liveness*)

- $(\text{Request} \rightarrow \diamond \text{Service})$ (la richiesta sarà servita - prima o poi)

Buon funzionamento (*Fairness*)

- $\diamond \text{Request} \rightarrow \square \diamond \text{Service}$ (il sistema continuerà a rispondere - assenza di *deadlock*)



Appendice: SPIN

- Per ulteriori approfondimenti

<http://spinroot.com/spin/whatispin.html>