Logiche modali

Marco Piastra

Un paradosso?

Una particolare fbf di L_P :

$(\varphi \to \psi) \vee (\psi \to \varphi)$

Si tratta di una *tautologia* di L_P:

φ	ψ	$\varphi \to \psi$	$\psi \to \varphi$	$(\varphi \to \psi) \vee (\psi \to \varphi)$
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 <u>comunque</u>
tra due fbf φ e ψ qualsiasi di L_P , in un senso o nell'altro.

Implicazione stretta

Si direbbe che la relazione di *implicazione* 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 <u>logiche</u> modali, non una sola)

Implicazione modale

$\Box\,(\varphi \rightarrow \psi)$ (lettura informale: $\Box$ come "L'agente ritiene che")

p. es. $\Box\,(\neg A \rightarrow \neg B)$, dove A : "Il treno è riportato dall'orario ferroviario", B : "Il treno 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:

$\Box\,(\varphi \rightarrow \psi),\ \Box\,\varphi \vdash \Box\,\psi$

Se l'agente ritiene che $\varphi \rightarrow \psi$ e φ, allora ritiene che ψ

$\Box\,(\varphi \rightarrow \psi),\ \varphi \vdash \Box\,\psi$

Se φ è (oggettivamente) vera, allora l'agente ritiene che ψ

$\Box\,(\varphi \rightarrow \psi),\ \varphi \nvdash \psi$

Se la regola è soggettiva, la verità (oggettiva) di φ non implica la verità di ψ

Inoltre:

$\vdash \Box\,\varphi \vee \neg\Box\,\varphi$

L'agente può ritenere φ vera oppure no …

$\nvdash \Box\,\varphi \vee \Box\,\neg\varphi$

… ma non è obbligato ad avere un'opinione su φ

$\nvdash \Box\,(\varphi \rightarrow \psi) \vee \Box\,(\psi \rightarrow \varphi)$

L'agente non è obbligato a ritenere vera l'implicazione in uno dei due sensi

Linguaggio e derivazione

- L_{MP} : **Logica modale proposizionale**

  Linguaggio della logica proposizionale **classica** + il simbolo unario $\Box$
  insieme ad un ulteriore, simbolo unario *derivato*:

  $\Diamond$ che equivale a $\neg\Box\neg$

  Informalmente, $\Diamond\varphi$ sta per "è *possibile* φ" o anche "l'agente ritiene possibile φ", mentre $\Box\varphi$ sta per "l'agente ritiene vero φ"

- Assiomi proposizionali

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

- Regole di inferenza

  modus ponens $\varphi \to \psi, \varphi \vdash \psi$

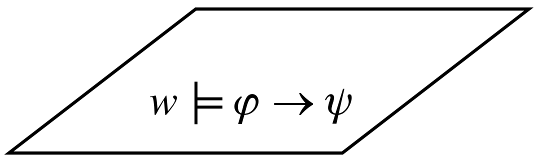
  necessitazione (Nec) $\varphi \vdash \Box\varphi$

  Identico il concetto di *dimostrazione* (metodo *a la Hilbert*)
  MA SENZA LE SCORCIATOIE: in logica modale NON vale il teorema di deduzione

Semantica: mondi possibili ed accessibilità (Kripke, 1963)

- 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)
- In logica modale (nella declinazione *epistemica*)
  - L'agente considera una pluralità di ***mondi possibili***
    - Ciascuno mondo possibile descrive una situazione logicamente coerente (in senso classico)
    - Le formule di una teoria descrivono fatti noti e fatti ritenuti veri
- L'insieme dei mondi possibili è <u>strutturato</u>
  - Sull'insieme dei mondi possibili è definita una relazione di **accessibilità** che rappresenta un collegamento (orientato) tra i mondi possibili

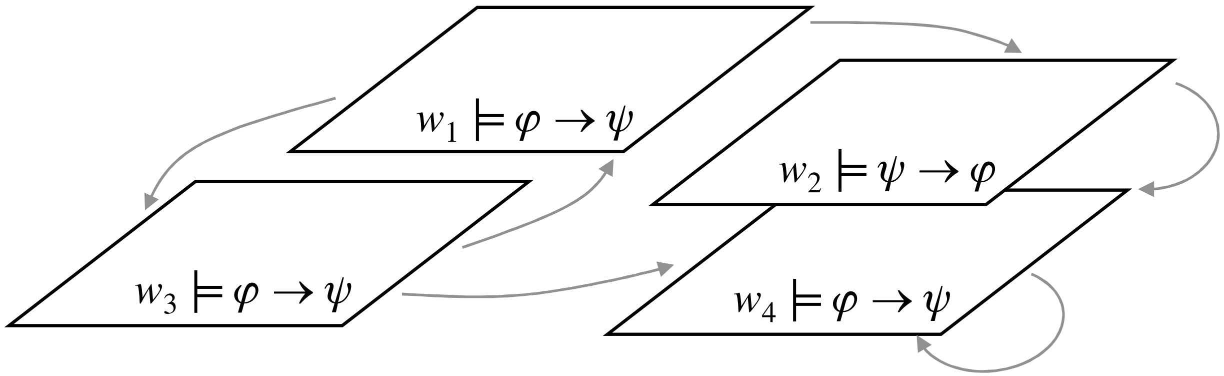
Semantica della logica **classica**



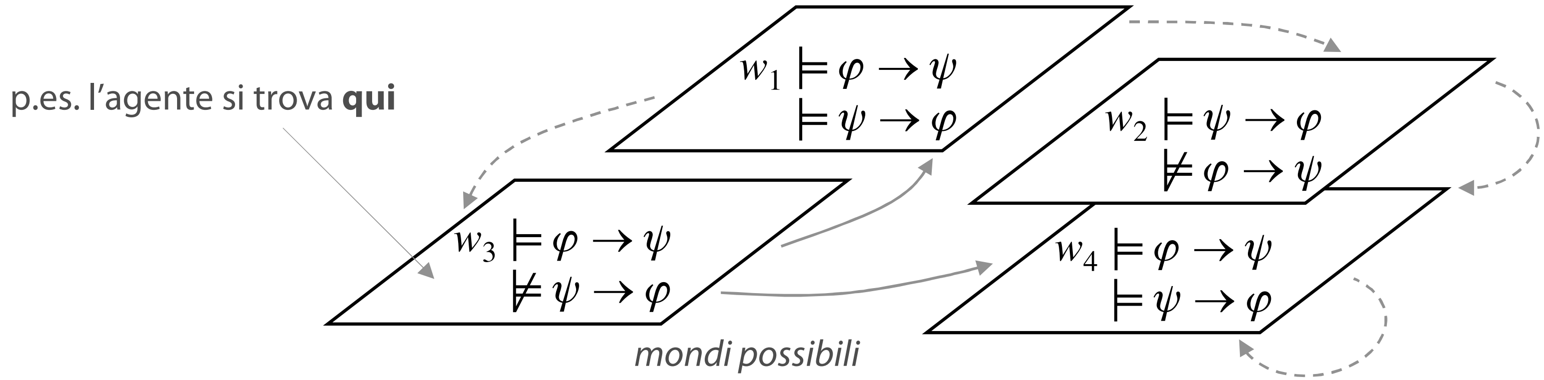
mondo possibile

Semantica della logica **modale**

mondi possibili + relazione di accessibilità



Semantica della logica modale - idea intuitiva



- La semantica modale è definita in riferimento ai singoli mondi

  Ipotesi di base: ciascuna fbf φ non modale ha un valore definito in ciascun mondo w

  Estensione modale: $\Box\, \varphi$ è vera in un mondo w sse φ è vera in tutti mondi accessibili 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,
  mentre $\Diamond\, (\varphi \rightarrow \psi)$ è vera e $\Diamond\, (\psi \rightarrow \varphi)$ 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

  In quest'ultimo caso, la formula modale si dice vera in tutta la struttura

Strutture semantiche modali (a la Kripke)

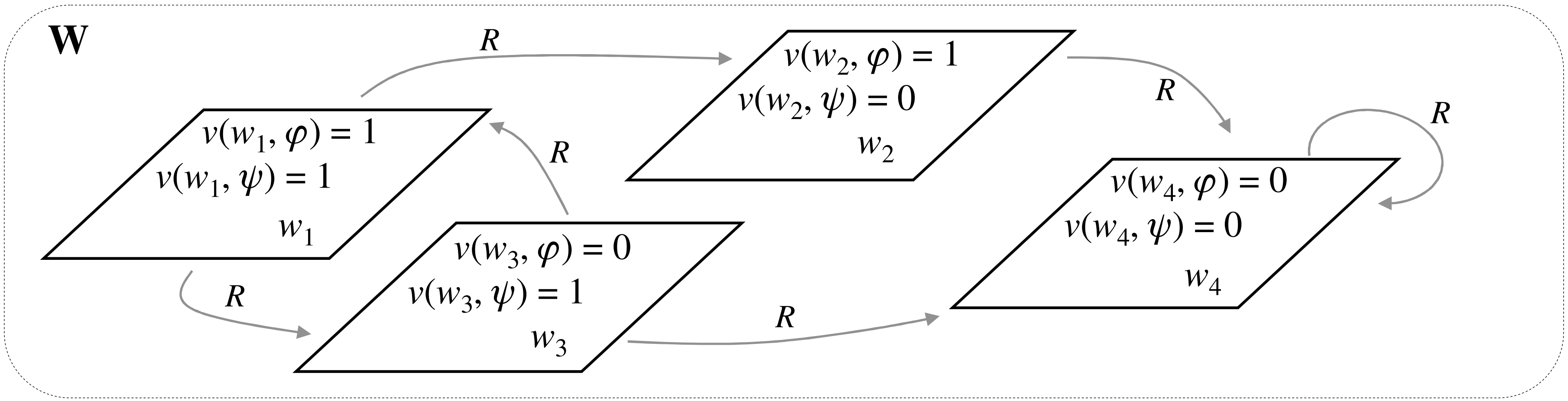
(dato un linguaggio proposizionale modale L_{MP})

Una **struttura** (*frame*) $<\mathbf{W}, R>$:

- $\mathbf{W}$ è un insieme di punti detti anche 'stati' o 'mondi possibili'
- R è una relazione binaria (= sottoinsieme di $\mathbf{W}^2$) che definisce l'accessibilità tra mondi

Un **modello** (*model*) $<\mathbf{W}, R, v>$:

- $\mathbf{W}$ ed R come sopra
- 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 del modello $<\mathbf{W}, R, v>$
2) Soddisfacimento di formule modali in un mondo w del modello $<\mathbf{W}, R, v>$
3) Soddisfacimento nell'intero modello

- Soddisfacimento

1) Una fbf *non* modale φ è soddisfatta in un mondo $w \in \mathbf{W}$ di una struttura $<\mathbf{W}, R, v>$ semplicemente sse φ è vera in w

   $<\mathbf{W}, R, v>, w \models \varphi$ sse $v(w, \varphi) = 1$ (secondo le regole semantiche di L_P)

2) Una fbf modale è soddisfatta in un mondo w

   $<\mathbf{W}, R, v>, w \models \Box \varphi$ sse $\forall w' \in \mathbf{W}, wRw'; <\mathbf{W}, R, v>, w' \models \varphi$

   $<\mathbf{W}, R, v>, w \models \Diamond \varphi$ sse $\exists w' \in \mathbf{W}, wRw'; <\mathbf{W}, R, v>, w' \models \varphi$

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

3) Formula qualsiasi $\varphi \in L_{MP}$, nell'intero modello $<\mathbf{W}, R, v>$

   $<\mathbf{W}, R, v> \models \varphi$ sse $\forall w \in \mathbf{W}; <\mathbf{W}, R, v>, w \models \varphi$

Formule valide

- Validità in un modello (*model*)

  Una fbf $\varphi \in L_{MP}$ che è soddisfatta in tutti i mondi w del modello $<\mathbf{W}, R, v>$

  $<\mathbf{W}, R, v> \models \varphi$ sse $\forall w \in \mathbf{W}; <\mathbf{W}, R, v>, w \models \varphi$

- Validità

  Una fbf $\varphi \in L_{MP}$ che è valida in qualsiasi modello $<\mathbf{W}, R, v>$

- Validità in una struttura (*frame*)

  Una fbf $\varphi \in L_{MP}$ che è valida in tutti i modelli $<\mathbf{W}, R, v>$ costruiti a partire da un struttura $<\mathbf{W}, R>$

Conseguenza logica

- Definizione

Una fbf φ è conseguenza logica di un insieme di fbf Γ

$\Gamma \models \varphi$

sse

$<\mathbf{W}, R, v> \models \Gamma \;\Rightarrow\; <\mathbf{W}, R, v> \models \varphi$

Nota:

Questo significa che, se $\Gamma \models \varphi$, in qualsiasi mondo $w \in \mathbf{W}$ di un modello $<\mathbf{W}, R, v> \models \Gamma$ si ha che $w \models \Gamma$ e anche $w \models \varphi$

Schemi di assiomi modali

- Schema di assioma K

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

- Altri schemi di assioma modale

  D: $\Box\,\varphi \rightarrow \neg\Box\,\neg\varphi$ (equivale a $\Box\,\varphi \rightarrow \Diamond\,\varphi$)

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

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

  5: $\neg\Box\,\neg\varphi \rightarrow \Box\neg\Box\,\neg\varphi$ (equivale a $\Diamond\,\varphi \rightarrow \Box\Diamond\,\varphi$)

  B: $\varphi \rightarrow \Box\neg\Box\,\neg\varphi$ (equivale a $\varphi \rightarrow \Box\Diamond\,\varphi$)

Schemi di assiomi modali: corrispondenze semantiche

- Schema di assioma K

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

  Qualsiasi istanza è valida in qualsiasi *struttura* $\langle \mathbf{W}, R \rangle$

  Garantisce la possibilità di una semantica dei mondi possibili – *a la Kripke*

  Altri assiomi modali corrispondono a sottoclassi di *strutture* $\langle \mathbf{W}, R \rangle$

- Altri schemi di assioma modale

  D: $\Box\varphi \to \neg\Box\neg\varphi$ (equivale a $\Box\varphi \to \Diamond\varphi$)

  E' valido in una classe di *strutture* $\langle \mathbf{W}, R \rangle$ sse la relazione R è *seriale* ($\forall w\, \exists u,\, wRu$)

  T: $\Box\varphi \to \varphi$

  E' valido in una classe di *strutture* $\langle \mathbf{W}, R \rangle$ sse la relazione R è *riflessiva* ($\forall w,\, wRw$)

  4: $\Box\varphi \to \Box\Box\varphi$

  E' valido in una classe di *strutture* $\langle \mathbf{W}, R \rangle$ sse la relazione R è *transitiva* ($wRu,\, uRs \Rightarrow wRs$)

  5: $\neg\Box\neg\varphi \to \Box\neg\Box\neg\varphi$ (equivale a $\Diamond\varphi \to \Box\Diamond\varphi$)

  E' valido in una classe di *strutture* $\langle \mathbf{W}, R \rangle$ sse la relazione R è *euclidea* ($wRu,\, wRs \Rightarrow uRs$)

  B: $\varphi \to \Box\neg\Box\neg\varphi$ (equivale a $\varphi \to \Box\Diamond\varphi$)

  E' valido in una classe di *strutture* $\langle \mathbf{W}, R \rangle$ sse la relazione R è *simmetrica* ($wRu \Rightarrow uRw$)

Logiche modali

Non tutte le proprietà della relazione R corrispondono ad un assioma modale

(p. es. non ci sono fbf modali che corrispondono a *irriflessività* o *intransitività* di R)

Vale invece una sorta di 'sovrapposizione degli effetti'

Ad esempio le fbf T, 4 e B sono simultaneamente valide in una struttura $<\mathbf{W}, R>$ in cui la relazione R è *riflessiva*, *simmetrica* e *transitiva.*

In altri termini, se le le fbf T, 4 e B sono valide in $<\mathbf{W}, R>$ allora $<\mathbf{W}, R>$ è strutturata in *classi di equivalenza*.

- Logiche modali **normali**

Sono tutte le logiche modali in cui vale lo schema di assioma K

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

Garantisce la possibilità di una semantica dei mondi possibili – *a la Kripke*

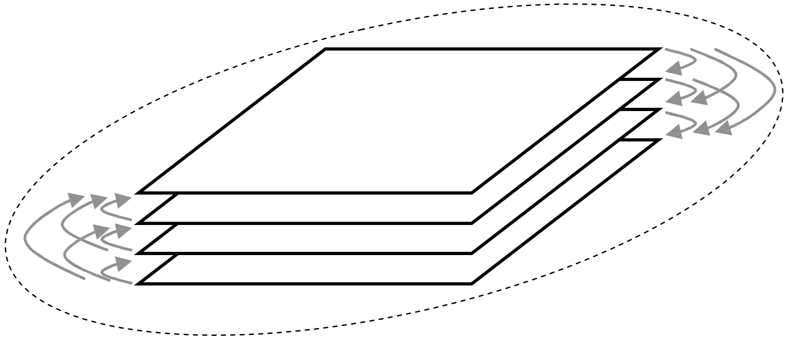
La scelta degli ulteriori schemi di assioma dipende dal tipo di modalità che si vuole rappresentare

In che senso?

Le logiche modali sono identificate da una sigla che, in generale, identifica gli assiomi adottati (esempi: KT4, KT45)

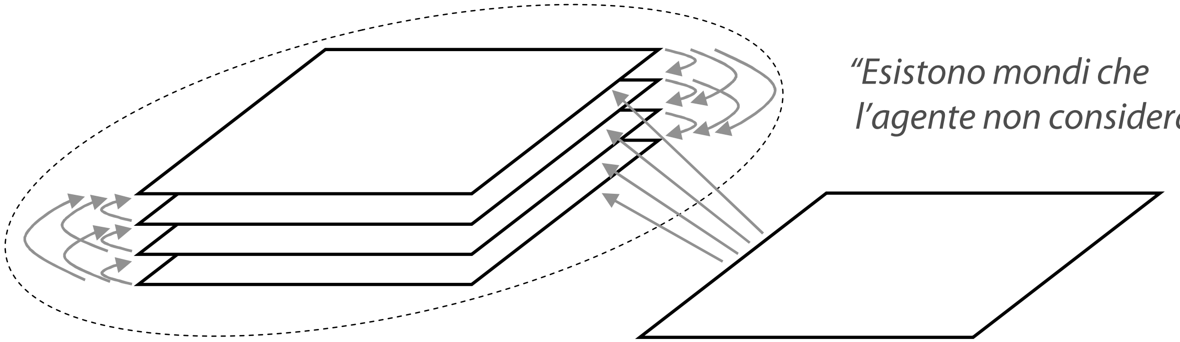
Logiche modali

Tutte le teorie soddisfacibili della logica KT45 (= KT5, = KT4B) sono soddisfacibili in una classe di strutture in cui tutti i mondi appartengono ad un'unica classe di equivalenza



"L'agente considera tutti i mondi della struttura come possibili"

Tutte le teorie soddisfacibili della logica KD45 sono invece soddisfacibili in una classe di strutture in cui almeno un mondo rimane '*all'esterno*'



"Esistono mondi che l'agente non considera possibili"

Logiche epistemiche

La scelta della logica modale caratterizza la conoscenza dell'agente

KT45 è la logica della conoscenza *infallibile*

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

Gli assiomi 4 e 5 riguardano le capacità introspettive

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

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

L'agente "sa di sapere"?

KD45 è invece la logica della conoscenza *falsificabile*

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

L'assioma D esprime un requisito più debole: la conoscenza implica la possibilità

K45 e *Default Logic* (Konolige, 1988)

$(\Box \alpha \wedge \Diamond \beta_1 \wedge \Diamond \beta_2 \wedge \ldots \wedge \Diamond \beta_n) \rightarrow \Box \gamma$ (Trascrizione modale delle regole di *default*)

La logica modale di riferimento per la trascrizione della *Default Logic* è K45

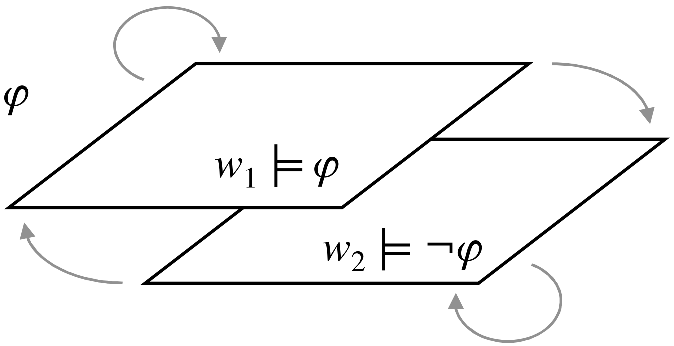
La conoscenza per *default* non richiede l'esistenza di un mondo possibile

(* La trascrizione modale K45 non è del tutto equivalente alla *Default Logic,*
nel senso che le fbf derivabili non sono esattamente le stesse)

Verità e conoscenza

- L'operatore modale $\Box$ <u>non</u> è un quantificatore sui mondi possibili
  - La semantica si basa infatti sulla relazione di accessibilità R
    - Esempio: $\varphi \rightarrow \Box\, \varphi$ non è uno schema valido in $\mathrm{S5}$

$$\not\models_{\mathrm{S5}} \varphi \rightarrow \Box\, \varphi$$



La struttura è $\mathrm{S5}$ 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 $\mathrm{S5}$ provocherebbe il 'collasso' della logica modale: il simbolo $\Box$ diventerebbe inutile e si avrebbe $\mathrm{S5} \equiv L_P$

Che significa tutto questo?

- In $\mathrm{S5}$ 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)"

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}

  Regole di traduzione standard (*Standard Translation*)

  $\mathrm{ST}_x(A) = A(x)$ (da proposizione a predicato unario, x variabile libera)

  $\mathrm{ST}_x(\neg\varphi) = \neg\mathrm{ST}_x(\varphi)$

  $\mathrm{ST}_x(\varphi \to \psi) = \mathrm{ST}_x(\varphi) \to \mathrm{ST}_x(\psi)$

  $\mathrm{ST}_x(\Box\, \varphi) = \forall y\, (R(x,y) \to \mathrm{ST}_y(\varphi))$ (notare l'uso di y in ST_y, y vincolata)

  $\mathrm{ST}_x(\Diamond\, \varphi) = \exists y\, (R(x,y) \land \mathrm{ST}_y(\varphi))$ (notare l'uso di y in ST_y, y vincolata)

  Esempio:
  $$\begin{aligned}\mathrm{ST}_x(A \to \Diamond A) &= \mathrm{ST}_x(A) \to \mathrm{ST}_x(\Diamond A)\\ &= A(x) \to \mathrm{ST}_x(\Diamond A)\\ &= A(x) \to \exists y\, (R(x,y) \land \mathrm{ST}_y(A))\\ &= A(x) \to \exists y\, (R(x,y) \land A(y))\end{aligned}$$

  In generale, una fbf modale φ è K-*valida* sse $\forall x\, \mathrm{ST}_x(\varphi)$ è *valida* in L_{PO}

  La fbf $A \to \Diamond A$ è K-valida sse $\forall x\, (A(x) \to \exists y\, (R(x,y) \land A(y)))$ è valida in L_{PO}

  Per la validità in altre logiche (p.es. KD45) basta aggiungere assiomi per $R(x,y)$

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
- In molti casi (tutti quelli visti finora) sono *complete*
  rispetto alla corrispondente classe di strutture

- Inoltre
  - Non sono *vero-funzionali*:
    non esiste la possibilità di creare 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

  Sono *decidibili* (in versione proposizionale)
  Quindi anche il corrispondente frammento di L_{PO} lo è

  Tipicamente, si usano metodi a tableau
  (con regole di inferenza specifiche e *diverse*, a seconda della logica modale)

Semantic Tableau modali

L'idea di base è la stessa dei *Semantic Tableau* per la logica proposizionale

- Formule con *label*

  Tutte le fbf φ che compaiono nel tableau modale hanno una *label*

  $\sigma :: \varphi$

  La label σ : è formata da una sequenza di numeri, separate da un punto

  Esempio:

  1.1.2 :: $\Box\,(A \to B)$

  Con la notazione $\sigma.n$ si intende una *label* formata a partire da σ aggiungendo un numero

  Per convenzione, tutte le label di un tableau hanno come primo numero 1

Semantic Tableau modali

L'idea di base è la stessa dei *Semantic Tableau* per la logica proposizionale

- Regole *PC* (*Calcolo Proposizionale*)

  Le stesse regole alfa e beta della logica proposizionale

  Regole alfa (o di espansione)

  (a1)

  $$\frac{\sigma :: \neg(\neg\varphi)}{\sigma :: \varphi}$$

  (a2)

  $$\frac{\sigma :: \varphi \wedge \psi}{\sigma :: \varphi, \sigma :: \psi}$$

  Regole beta (o di biforcazione)

  (b1)

  $$\frac{\sigma :: \varphi \vee \psi}{\sigma :: \varphi \qquad \sigma :: \psi}$$

Per semplicità, in molti testi si considerano solo le regole alfa e beta per $\wedge$, $\vee$ *e* $\neg$ *e si assume che le fbf vengano tradotte in forma opportuna*

Semantic Tableau modali

L'idea di base è la stessa dei *Semantic Tableau* per la logica proposizionale

- Regole ν (*Necessità*)

  Sono regole modali che corrispondono agli schemi di assioma

  Sono tutte regole alfa (o di espansione)

(K)

$$\frac{\sigma :: \Box\varphi}{\sigma.n :: \varphi}$$

(D)

$$\frac{\sigma :: \Box\varphi}{\sigma :: \neg\Box\neg\varphi}$$

(T)

$$\frac{\sigma :: \Box\varphi}{\sigma :: \varphi}$$

(B)

$$\frac{\sigma.n :: \Box\varphi}{\sigma :: \varphi}$$

(4)

$$\frac{\sigma :: \Box\varphi}{\sigma.n :: \Box\varphi}$$

(5)

$$\frac{1.n :: \Box\varphi}{1 :: \Box\Box\varphi}$$

(4r)

$$\frac{\sigma.n :: \Box\varphi}{\sigma :: \Box\varphi}$$

(4d)

$$\frac{\sigma.n :: \Box\varphi}{\sigma.n.m :: \Box\varphi}$$

ATTENZIONE:
Le regole ν <u>non</u> creano nuove label
Quindi in $\sigma.n$ la n deve già esistere nel ramo

Semantic Tableau modali

L'idea di base è la stessa dei *Semantic Tableau* per la logica proposizionale

- Regola π (*Possibilità*)

  E' una regola modale che crea nuove *label*

  E' una regola alfa (o di espansione)

$$(\pi)\qquad \frac{\sigma :: \neg\Box\,\varphi}{\sigma.n :: \neg\varphi}$$

Nella label $\sigma.n$ la n deve essere <u>nuova</u> nel ramo

- Regola GA (*Global Assumption*)

  Le premesse (globali) possono essere aggiunte in qualsiasi mondo

$$(\mathrm{GA})\qquad \frac{\varphi \text{ appartiene alle premesse}}{\sigma :: \varphi}$$

Semantic Tableau modali

- Componete il vostro metodo a tableau

  A seconda della logica modale, si utilizza un set di regole diverso

$\mathcal{LCL}$	$\mathbf{PC}$-Rules	ν-Rules	π-Rule
$\mathcal{LCPC}$	$(l\neg)$, $(l\wedge)$, $(l\vee)$	—	—
$\mathcal{LCK}$	$\mathcal{LCPC}$	(lK)	$(l\pi)$
$\mathcal{LCT}$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lT)	$(l\pi)$
$\mathcal{LCD}$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lD)	$(l\pi)$
$\mathcal{LCKB}$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lB)	$(l\pi)$
$\mathcal{LCK}4$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), $(l4)$	$(l\pi)$
$\mathcal{LCK}5$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), $(l4^d)$, $(l4^r)$, $(l5)$	$(l\pi)$
$\mathcal{LCKDB}$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lB), (lD)	$(l\pi)$
$\mathcal{LCKD}5$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lD), $(l4^d)$, $(l4^r)$, $(l5)$	$(l\pi)$
$\mathcal{LCK}4D$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lD), $(l4)$	$(l\pi)$
$\mathcal{LCK}45$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), $(l4)$, $(l4^r)$, $(l5)$	$(l\pi)$
$\mathcal{LCK}45D$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), $(l4)$, $(l4^r)$, $(l5)$, (lD)	$(l\pi)$
$\mathcal{LCK}4B$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lB), $(l4)$, $(l4^r)$	$(l\pi)$
$\mathcal{LCB}$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lT),(lB)	$(l\pi)$
$\mathcal{LCS}4$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lT), $(l4)$	$(l\pi)$
$\mathcal{LCS}5$	$\mathcal{LCPC}$	(lK), (lT), $(l4)$, $(l4^r)$	$(l\pi)$

R. Goré
"Tableau Methods for Modal and Temporal Logics"

Semantic Tableau modali

- Algoritmo

- Formule con *label e stato*

  Ciascuna fbf con *label* $\sigma :: \varphi$ in un tableau ha uno stato associato:

  Stati possibili:

  1) awake (a)
  2) asleep (s)
  3) finished (f)

Stage 1: Put the labelled formulae $1 :: A_i$, $1 \leq i \leq n$, in a vertical linear sequence of nodes, one beneath the other, in some order and mark them all as awake.

While the tableau is open and some formula is awake do:

Begin Stage n+1: Choose an awake labelled formula $\sigma :: A$ as close to the root as possible. If there are several awake formulae at the same level then choose the one on the leftmost branch. If $\sigma :: A$ is atomic then mark this formula as finished and stop stage $n+1$. Otherwise update the tableau as follows where 'updating a branch with a labelled formula' means adding the formula to the end of the branch and marking it as awake if it does not already appear on the branch (with any mark), but doing nothing if the formula already appears on the branch (with any mark). For every *open* branch B which passes through $\sigma :: A$, do:

($\wedge$) if $\sigma :: A$ is of the form $\sigma :: P \wedge Q$ then update B with $\sigma :: P$ and then update the new B with $\sigma :: Q$;

($\vee$) if $\sigma :: A$ is of the form $\sigma :: \neg(P \wedge Q)$ then split the end of B and update the left fork with $\sigma :: \neg P$ and update the right fork with $\sigma :: \neg Q$. If any of these updates fails to add the corresponding formula then delete that fork, possibly leaving B unaltered or with no fork;

($\neg$) if $\sigma :: A$ is of the form $\sigma :: \neg\neg P$ then update B with $\sigma :: P$;

(ν) if $\sigma :: A$ is of the form $\sigma :: \Box P$ then, for every ν-rule rule in the calculus which is applicable to $\sigma :: \Box P$, update B with the corresponding denominator;

(π) if $\sigma :: A$ is of the form $\sigma :: \neg\Box P$ then let k be the smallest integer such that the label σk is new on branch B, update B with $\sigma k :: \neg P$, and mark all formula on B of the form $\sigma :: \Box Q$ as awake;

End Stage n+1: Once this has been done for every open branch that passes through $\sigma :: A$, if $\sigma :: A$ is of the form $\sigma :: \Box P$ then mark it as asleep, otherwise mark $\sigma :: A$ as finished, and terminate Stage n+1.

Da R. Goré
"Tableau Methods for Modal and Temporal Logics"

Semantic Tableau modali

- Esempio

Da R. Goré
"Tableau Methods for Modal and Temporal Logics"

Systematic $\mathcal{LCK}$-tableau for $X = \{\Box(p \to q), \neg(\Box p \to \Box q)\}$

Extant Tableau at Stage End	**Marks at Stage End** 1	2	3	4	5	6	7	8	9
$1 :: \Box(p \to q)$	a	s	s	s	s/a	s	s	s	s
$1 :: \neg(\Box p \to \Box q)$	a	a	f	f	f	f	f	f	f
$1 :: \Box p$			a	s	s/a	a	s	s	s
$1 :: \neg\Box q$			a	a	f	f	f	f	f
$1.1 :: \neg q$					a	a	a	f	f
$1.1 :: p \to q$						a	a	a	f
$1.1 :: p$							a	a	a
$1.1 :: \neg p$ (closed)									a
$1.1 :: \neg\neg q$ (closed)									a

Logiche multi-modali: molti agenti, un formalismo

Tre saggi siedono in cerchio.
Ognuno di loro porta un cappello rosso o nero, ma non sa di che colore sia.
Tutti e tre sanno che almeno uno di loro porta un cappello nero.
Il primo dice: 'Non so di che colore sia il mio cappello'
Il secondo dice: 'Non so di che colore sia il mio cappello'
Il terzo dice: 'Allora il mio cappello è nero'

- Operatori e formule multimodali

Tre saggi siedono in cerchio, portano un cappello rosso o nero, almeno uno è nero

$(N_1 \lor R_1) \land (\neg N_1 \lor \neg R_1)$ $\quad N_1 \to \Box_2 N_1 \land \Box_3 N_1$ $\quad R_1 \to \Box_2 R_1 \land \Box_3 R_1$
$(N_2 \lor R_2) \land (\neg N_1 \lor \neg R_1)$ $\quad N_2 \to \Box_1 N_2 \land \Box_3 N_2$ $\quad R_2 \to \Box_1 R_2 \land \Box_3 R_2$
$(N_3 \lor R_3) \land (\neg N_3 \lor \neg R_3)$ $\quad N_3 \to \Box_1 N_3 \land \Box_2 N_3$ $\quad R_3 \to \Box_1 R_3 \land \Box_2 R_3$
$N_1 \lor N_2 \lor N_3$

I primi due non sanno

$\neg \Box_1 N_1 \quad \neg \Box_1 R_1$
$\neg \Box_2 N_2 \quad \neg \Box_2 R_2$

Il terzo deduce

$\Box_3 N_3$

Se le tre modalità $\Box_1$, $\Box_2$ e $\Box_3$ sono almeno K,
allora $\Box_3 N_3$ è conseguenza logica delle premesse

Logiche temporali

La struttura dei mondi possibili come sequenze temporali di istanti discreti

Ogni mondo rappresenta lo stato del mondo in un dato istante

La relazione di accessibilità descrive le possibili transizioni temporali

- Operatori temporali

A		A è vero (da sempre e per sempre)
$\bigcirc\ A$	(*next time* A)	A sarà vero nell'istante successivo
$\circ\ A$	(*always* A)	A sarà vero, dall'istante successivo ("d'ora in poi")
$\Diamond\ A$	(*eventually* A)	A sarà vero, prima o poi

ATTENZIONE
Questi operatori modali hanno
<u>una semantica diversa</u>
(vedi oltre)

Esempi

$\Box\ (A \rightarrow B)$	"D'ora in poi, se A allora B"
$A \rightarrow \Box\ B$	"Se A allora d'ora in poi B"
$A \rightarrow \bigcirc\ B$	"Se A allora B sarà vero da ora in poi"
$\Diamond\Box\ A$	"Prima o poi A sarà vero per sempre"
$\Box\Diamond\ A$	"Da ora in poi, A sarà vero prima o poi"

$$\Box((\neg passport \lor \neg ticket) \rightarrow \bigcirc\neg board\_flight)$$

Logiche temporali

- LTL_P : **logica temporale lineare (proposizionale)**

  Linguaggio di L_P più i simboli unari $\Box$, $\bigcirc$, $\Diamond$

- Assiomi

  Gli schemi di assioma Ax_1, Ax_2, Ax_3 di $\mathrm{L_P}$

  Assiomi specifici:

  ltl_1: $\neg\bigcirc\,\varphi \leftrightarrow \bigcirc\neg\,\varphi$

  ltl_2: $\bigcirc\,(\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\bigcirc\,\varphi \rightarrow \bigcirc\,\psi)$ (sussume l'assioma K)

  ltl_3: $\Box\,\varphi \rightarrow (\varphi \wedge \bigcirc\Box\,\varphi)$

- Regole di inferenza

  Modus Ponens $\varphi \rightarrow \psi, \varphi \vdash \psi$

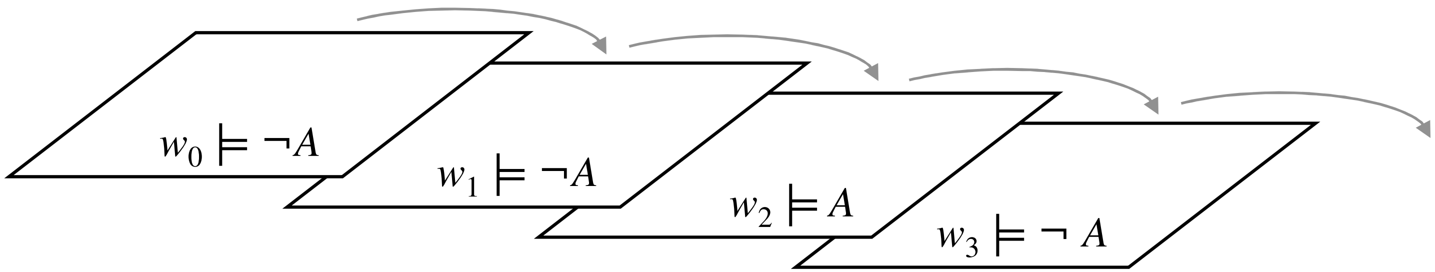
  Nex $\varphi \vdash \bigcirc\,\varphi$

  Ind $\varphi \rightarrow \psi, \varphi \rightarrow \bigcirc\,\varphi \vdash \varphi \rightarrow \Box\,\psi$

  NON vale il teorema di deduzione

Logiche temporali

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



- Regole semantiche:

  Data una struttura $<\mathrm{W}, w_0, v>$, dove $\mathbf{W}$ è una sequenza di mondi $\{w_i\}$, $i \in \mathrm{N}$

  $<\mathbf{W}, v>, w_i \models \bigcirc\, \varphi$ sse $<\mathbf{W}, v>, w_{i+1} \models \varphi$

  $<\mathbf{W}, v>, w_i \models \Box\, \varphi$ sse $\forall\, j \geq i, <\mathbf{W}, v>, w_j \models \varphi$

  $<\mathbf{W}, v>, w_i \models \Diamond\, \varphi$ sse $\exists\, j \geq i, <\mathbf{W}, v>, w_j \models \varphi$