

# Lógica Epistémica

Andrés Laurito

Primer cuatrimestre 2016

*andy.laurito@hotmail.com*

July 2, 2016

# Lo que vamos a ver

## 1 Introducción al problema

- Los papers
- Lógica epistémica

## 2 El problema - Parte 1

- Definiendo la semántica
- Modelando la noción de poder de razonamiento
- Estudiando la complejidad computacional

## 3 El problema - Parte 2

- Redefiniendo la semántica

# Qué papers elegí para presentar?

- ① On the Complexity of Epistemic Reasoning
- ② Which Semantics for Neighbourhood Semantics?

## Idea de hacía donde vamos

Tratan el problema de la lógica epistémica. En el primero nos vamos a enfocar en la complejidad computacional de SAT para la lógica epistémica, mientras que en el otro vamos a usar este estudio, para definir la complejidad computacional de la bisimulación en 2 modelos semánticos de Neighbourhood.

# Qué es la lógica epistémica?

## Wikipedia

La lógica epistémica es un campo de la lógica modal que se ocupa del razonamiento sobre el conocimiento. Está tiene aplicaciones en numerosos campos, tales como filosofía, ciencia computacional teórica, inteligencia artificial, economía y lingüística.

## Stanford Encyclopedia of Philosophy

Epistemic logic is the logic of knowledge and belief. It provides insight into the properties of individual knowers, has provided a means to model complicated scenarios involving groups of knowers and has improved our understanding of the dynamics of inquiry.

# Qué es la lógica epistémica?

## Mi definición

Es la lógica de la representación del conocimiento y las creencias de un individuo (en I.A. un agente). A partir de la extensión de la lógica proposicional con operadores modales, podemos modelar de manera formal el poseer conocimientos y adquirirlos (en donde adquirir puede ser visto como una forma de razonamiento del individuo).

Super relacionada con Belief Revision (me parece bastante volátil el fin de una y el comienzo de otra).

# Introduciendo a los nuevos operadores

En las lógicas epistémicas existen dos operadores modales. Si  $a$  representa un agente, escribimos:

- $a$  conoce una fórmula  $\phi$  como  $K_a\phi$
- $a$  cree una fórmula  $\phi$  como  $B_a\phi$

Para el problema que vamos a atacar, es indistinto el operador. En todo lo que sigue de la presentación, voy a usar el primer operador y lo voy a notar con la notación utilizada en toda la materia, pero debe entenderse que es indistinto usar cualquiera de los dos.

Queremos modelar a la epistemología, tenemos la sintaxis, los operadores ... Qué modelo semántico usamos?

# Usando el modelo de Kripke

Nos encontramos con un problema conocido como el "logical omniscience problem". Sabemos que:

## Lema

Si  $\phi$  y  $(\phi \implies \psi)$  son válidas en un modelo, también lo es  $\psi$ .

Y recordando que K tiene la regla de necesidad que dice:

## Necesitación

Si  $\phi$  es válida en un modelo, entonces también lo es  $\Box\phi$ .

Llegamos a que la lógica modal K es muy fuerte para modelar conocimiento y creencia!.

# Neighbourhood al rescate!

Vamos a definir a una estructura epistémica, (los famosos modelos de vecindad con otro sabor), como una tripla  $M = (W, N, I)$  en donde, si  $A$  es un conjunto de agentes, y  $a \in A$  entonces:

- $W$  es un conjunto de mundos
- $N : A \times W \mapsto 2^{2^W}$  es la función que asigna a cada agente en un mundo, el correspondiente conjunto de proposiciones que conoce (es decir, un conjunto epistémico).
- $I : P \mapsto 2^W$  es la función que asigna a cada proposición atómica, el conjunto de mundos en donde dicha proposición es satisfecha.

La definición de satisfacibilidad de una fórmula será la misma que vimos en la materia.



# Problema con Neighbourhood

Si bien con el modelo definido recién, solucionamos el problema de logical omniscience, nos surge un nuevo problema. Citando la diapo 6 de la tercera clase:

## Teorema

Si  $\phi \iff \psi$  es válida en una clase de modelos de vecindad, entonces en dicha clase también lo es  $\Box\phi \iff \Box\psi$ .

Nos vamos a permitir vivir con este problema

# El razonamiento como fórmulas

$$1 \quad \neg \Box \text{false}$$

$$2 \quad \Box \text{true}$$

$$3 \quad \Box(p \wedge q) \implies \Box q$$

$$4 \quad (\Box p \wedge \Box q) \implies \Box(p \wedge q)$$

$$5 \quad \Box p \implies \Box \Box p$$

$$6 \quad \neg \Box p \implies \Box \neg \Box p$$

$$7 \quad \Box p \implies p$$

# El razonamiento modelado sobre conjuntos epistémicos!

- 1  $\emptyset \notin N(a, w)$
- 2  $W \in N(a, w)$
- 3 Si  $U \in N(a, w)$  y  $U \subseteq V$ ,  $\implies V \in N(a, w)$
- 4 Si  $U \in N(a, w)$  y  $V \in N(a, w) \implies (U \cap V) \in N(a, w)$
- 5 Si  $U \in N(a, w) \implies \{u : U \in N(a, u)\} \in N(a, w)$
- 6 Si  $U \notin N(a, w) \implies \{u : U \notin N(a, u)\} \in N(a, w)$
- 7 Si  $U \in N(a, w) \implies w \in U$

A partir de esta definición, si llamamos  $\epsilon$  a la clase de todos los modelos epistémicos, entonces podemos decir:

## Definición

Sea  $S$  un subconjunto de  $1, \dots, 7$ , entonces  $\epsilon_S$  será la clase de los modelos epistémicos que satisfaga  $C_j \forall j \in S$

# Complejidad computacional de cada modelo ?

Sabemos que una fórmula  $\phi$  es  $\epsilon_S$ -satisfacible si  $\exists w \in W$  tal que  $\epsilon_S \models_w \phi$ . Cúal será la relación, si es que la hay, entre  $S$  y la complejidad computacional de satisfacer una fórmula?

# EL problema a resolver en este paper

## EL Teorema

Si  $S$  es un subconjunto de  $1, \dots, 7$  entonces resolver SAT está en PSPACE.  
Ahora, si  $S$  es un subconjunto de  $1, \dots, 7$  y  $4 \notin S$ , entonces SAT está en NP

El paper de "On the Complexity of Epistemic Reasoning" demuestra este teorema (todo el paper está enfocado en esto).

# La idea para resolver el problema

El objetivo para demostrar el teorema anterior viene por este lado

## La idea

Sea  $M$  uno de los modelos epistémicos  $\epsilon_i$  con  $i \in S$ ,  $\phi$  una fórmula tal que  $\epsilon_i \models \phi$ . La idea será probar que siempre que  $i \neq 4$  existe una valuación  $v$  para  $\phi$  tal que las subformulás con operadores modales en  $\phi$  son satisfacibles, si  $\psi$  es satisfacible, con  $\psi$  una fórmula perteneciente al cálculo proposicional.

Con esto podemos aplicar el algoritmo de tableau de una manera más eficiente. Además, al dar propiedades de esta pinta, nos podemos construir un algoritmo no determinístico de tiempo polinomial.

Veamos la propiedad enunciada más importante del paper:

# SAT de una fórmula

## Proposición 1

Una fórmula  $\phi$  es  $\epsilon$ -satisfacible *iff*  $\exists$  v valuación para  $\phi$  tal que si  $\Box\psi_1$  y  $\Box\psi_2 \in \text{sub}(\phi)$ ,  $v(\Box\psi_1) = 1$ , y  $v(\Box\psi_2) = 0 \implies (\psi_1 \wedge \psi_2) \vee (\neg\psi_1 \wedge \psi_2)$  es  $\epsilon$ -satisfacible

A partir de esta propiedad, podemos inferir el siguiente algoritmo:

## Algoritmo SAT para $\epsilon$

- De manera no determinística adivinar una valuación v para  $\phi$
- $\forall \Box\psi_1 \wedge \Box\psi_2 \in \text{sub}(\phi) / v(\Box\psi_1) = 1 \wedge \Box\psi_2 = 0$  no determinísticamente y de manera recursiva, verificar que  $(\psi_1 \wedge \neg\psi_2 \vee (\neg\psi_1 \wedge \psi_2))$  es satisfacible.

Estamos recortando un montón de ramas del algoritmo de Tableau !!  
(Otra propiedad muy importante que enuncia el paper)

# Propiedades sobre los modelos de razonamiento

A partir de la proposición 1, podemos dar propiedades sobre cada  $\epsilon_i$ , y obtener el algoritmo de manera similar a como lo hicimos recién. Veamos algunos ejemplos:

## Proposición 2

Una fórmula  $\phi$  es  $\epsilon_2$ -satisfacible *iff*  $\exists$  v valuación para  $\phi$  tal que:

- Si  $\Box\psi \in \text{sub}(\phi)$  y  $v(\Box\psi) = 0 \implies \neg\psi$  es  $\epsilon_2$ -satisfacible, y
- $\Box\psi_1$  y  $\Box\psi_2 \in \text{sub}(\phi)$ ,  $v(\Box\psi_1) = 1$ , y  $v(\Box\psi_2) = 0 \implies (\psi_1 \wedge \psi_2) \vee (\neg\psi_1 \wedge \psi_2)$  es  $\epsilon_2$ -satisfacible

## Proposición 3

Una fórmula  $\phi$  es  $\epsilon_3$ -satisfacible *iff*  $\exists$  v valuación para  $\phi$  tal que:

- $\Box\psi_1$  y  $\Box\psi_2 \in \text{sub}(\phi)$ ,  $v(\Box\psi_1) = 1$ , y  $v(\Box\psi_2) = 0 \implies (\psi_1 \wedge \neg\psi_2)$  es  $\epsilon_3$ -satisfacible



# Un momento...

Antes había mencionado que si el agente podía razonar: Si  $U \in N(a, w)$  y  $V \in N(a, w) \implies (U \cap V) \in N(a, w)$  (poder inferir conocimiento), el problema de SAT se volvía PSPACE. Por qué pasa esto?

## Lema

Sea  $M = (W, N, I) \in \epsilon_4$ , sea  $\phi$  una fórmula y  $w \in W$ . Entonces  $M \not\models_w \Box\phi \iff \bigcap_{j=1}^k U_j \neg I(\phi)$  para todo subconjunto no vacío  $U_1, \dots, U_k \subseteq N(a, w)$

Y entonces la propiedad que caracteriza a  $\epsilon_4$  es la siguiente:

## Proposición 4

Una fórmula  $\phi$  es  $\epsilon_4$ -satisfacible *iff*  $\exists$  v valuación para  $\phi$  tal que:

- $\Box\psi_1, \dots, \Box\psi_k \in \text{sub}(\phi), v(\Box\psi_j) = 1 \ \forall 1 \leq j \leq k \wedge v(\Box\psi_k) = 0$   
 $\implies \bigwedge_{j=1}^{k-1} \psi_j \wedge \neg\psi_k$  es  $\epsilon_4$ -satisfacible ó  $\neg\psi_j \wedge \psi_k$  es  $\epsilon_4$ -satisfacible para algún  $j, 1 \leq j \leq k$

# Repasando lo que tenemos

En toda esta primera parte, al igual que en la materia, decimos que:

## Definición

Sea  $M$  un modelo epistémico,  $w \in W$ ,  
 $M \models_w \Box \phi \iff \{v/v \models \phi\} \in N(a, w)$ .

Vamos a decir lo mismo de otra forma:

## Reescribiendo la definición

Sea  $M$  un modelo epistémico,  $w \in W$ ,  
 $M \models_w \Box \phi \iff \{v/v \models \phi\} \in N(a, w) = \{X_1, \dots, X_n\} \iff \exists Y \in N(a, w)/Y = \{v/v \models \phi\} \iff \exists Y \in N(a, w)/Y = \|\phi\|_M$

Esto puede leerse como : Un agente  $a$  cree una fórmula  $\phi$ , desde un estado o mundo  $w \iff$  el conjunto de TODOS los mundos en donde  $\phi$  es cierta pertenece a  $N(a, w)$ ... No será mucho pedir todos?

# Nuevo enfoque

Cambio la notación por una cuestión de practicidad. Vamos a representar al operador modal que conocemos, el  $\Box$  como  $[]$ , y vamos a definir una nueva semántica.

## Semántica fuerte

Vamos a decir que  $||[=]\phi||_M = \{w | \exists X \in N(a, w) \text{ tal que } X = ||\phi||_M\}$

## Semántica debil

Vamos a decir que  $||[\subseteq]\phi||_M = \{w | \exists X \in N(a, w) \text{ tal que } X \subseteq ||\phi||_M\}$

Estas semánticas son conocidas hoy en día para la lógica epistémica, e incluso ambas poseen una noción de bisimulación. El objetivo del segundo paper, "Which Semantics for Neighbourhood Semantics?", tratará el problema de definir un nuevo concepto de bisimulación para la primera semántica, y mostrará la complejidad computacional usando fuertemente las propiedades vistas del primer paper.

# Definiendo bisimulación

# Preguntas??