Introduction à la logique épistémique

Luminy 2014

Francois Schwarzentruber

ENS Rennes

24 avril 2014

Introduction à la logique ~~épistémique~~ de la connaissance

Luminy 2014

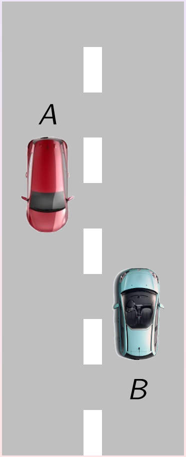
Francois Schwarzentruber

ENS Rennes

24 avril 2014

Connaissance commune

[David Lewis. Convention, a Philosophical Study. Harvard University Press, 1969]

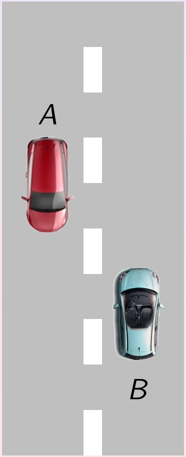


A priori, tout se passe bien si

- *A* sait que l'on roule à droite
- *B* sait que l'on roule à droite

Connaissance commune

[David Lewis. Convention, a Philosophical Study. Harvard University Press, 1969]

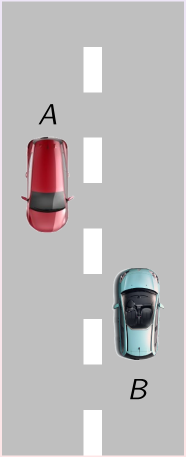


Ça peut mal se passer si

- A sait que l'on roule à droite
- B sait que l'on roule à droite
- A ne sait pas que B sait que l'on roule à droite

Connaissance commune

[David Lewis. Convention, a Philosophical Study. Harvard University Press, 1969]

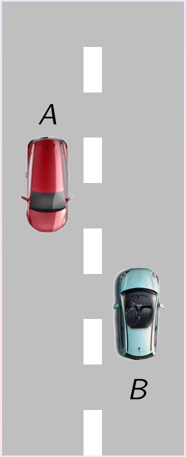


A priori, tout se passe bien si

- A sait que l'on roule à droite
- B sait que l'on roule à droite
- A sait que B sait que l'on roule à droite

Connaissance commune

[David Lewis. Convention, a Philosophical Study. Harvard University Press, 1969]

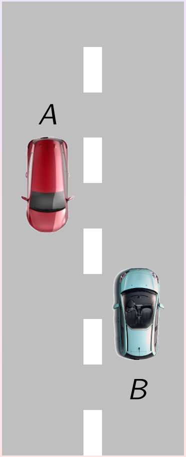


Ça peut mal se passer si

- *A* sait que l'on roule à droite
- *B* sait que l'on roule à droite
- *A* sait que *B* sait que l'on roule à droite
- *B* ne sait pas que *A* sait que l'on roule à droite

Connaissance commune

[David Lewis. Convention, a Philosophical Study. Harvard University Press, 1969]

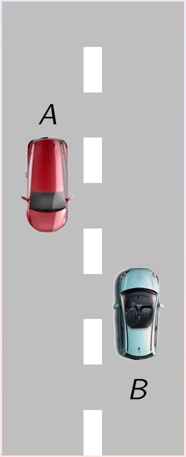


A priori, tout se passe bien si

- A sait que l'on roule à droite
- B sait que l'on roule à droite
- A sait que B sait que l'on roule à droite
- B sait que A sait que l'on roule à droite

Connaissance commune

[David Lewis. Convention, a Philosophical Study. Harvard University Press, 1969]

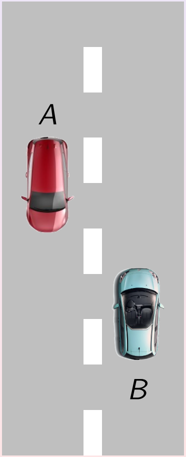


Ça peut mal se passer si

- A sait que l'on roule à droite
- B sait que l'on roule à droite
- A sait que B sait que l'on roule à droite
- B sait que A sait que l'on roule à droite
- A ne sait pas que B sait que A sait que l'on roule à droite

Connaissance commune

[David Lewis. Convention, a Philosophical Study. Harvard University Press, 1969]



A priori, tout se passe bien si

- A sait que l'on roule à droite
- B sait que l'on roule à droite
- A sait que B sait que l'on roule à droite
- B sait que A sait que l'on roule à droite
- A sait que B sait que A sait que l'on roule à droite
- etc.

Connaissance commune

Connaissance commune parmi $\{A, B\}$ que l'on roule à droite

Pour toute séquence finie $s_1, \ldots, s_n \in \{A, B\}$, on a

s_1 sait que s_2 sait que $\ldots$ s_n sait que l'on roule à droite

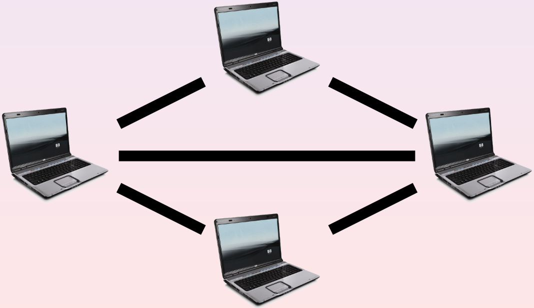
Différent de

A sait que l'on roule à droite
B sait que l'on roule à droite

Impossibilité d'atteindre la connaissance commune

[Halpern, Moses, Knowledge and Common Knowledge in a Distributed Environment]

Dans un système distribué où la communication n'est pas garantie, on ne peut pas obtenir la connaissance commune d'une information.



Problème des deux armées

1 sait que :

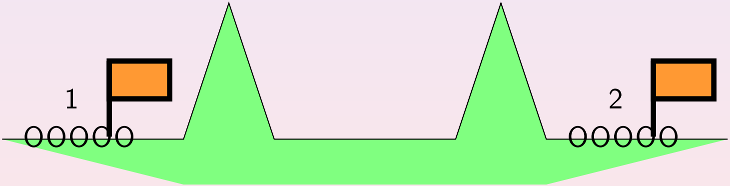
- AUBE

1 ne sait pas que :

- 2 sait que AUBE

2 ne sait pas que :

- AUBE



AUBE= 'la prochaine attaque a lieu à l'aube'

Problème des deux armées

1 sait que :

- AUBE

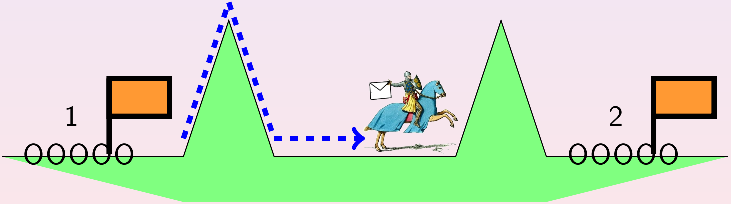
1 ne sait pas que :

- 2 sait que AUBE

"AUBE"

2 ne sait pas que :

- AUBE



AUBE= 'la prochaine attaque a lieu à l'aube'

Problème des deux armées

1 sait que :

- AUBE

1 ne sait pas que :

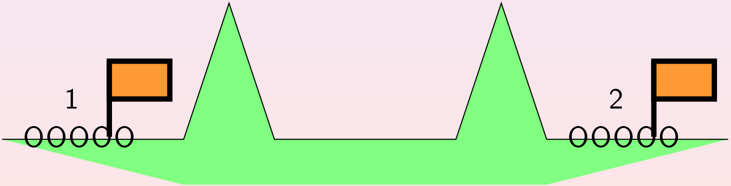
- 2 sait que AUBE

2 sait que :

- AUBE

2 ne sait pas que :

- 1 sait que 2 sait que AUBE



AUBE= 'la prochaine attaque a lieu à l'aube'

Problème des deux armées

1 sait que :

- AUBE

1 ne sait pas que :

- 2 sait que AUBE

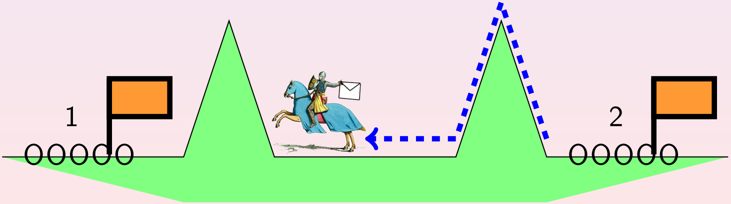
"2 sait que AUBE"

2 sait que :

- AUBE

2 ne sait pas que :

- 1 sait que 2 sait que AUBE



AUBE= 'la prochaine attaque a lieu à l'aube'

Problème des deux armées

1 sait que :

- AUBE
- 2 sait que AUBE

1 ne sait pas que :

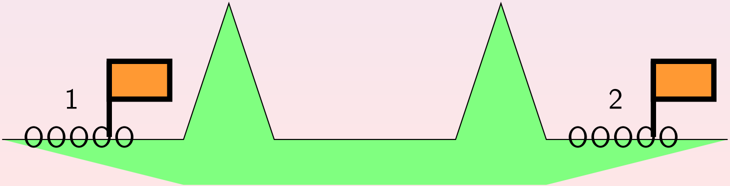
- 2 sait que 1 sait que 2 sait que AUBE

2 sait que :

- AUBE

2 ne sait pas que :

- 1 sait que 2 sait que AUBE



AUBE= 'la prochaine attaque a lieu à l'aube'

Problème des deux armées

1 sait que :

- AUBE
- 2 sait que AUBE

1 ne sait pas que :

- 2 sait que 1 sait que 2 sait que AUBE

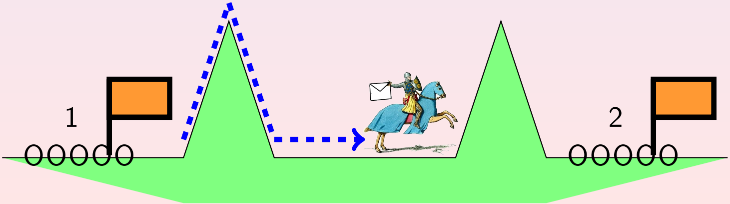
" 1 sait que 2 sait que AUBE"

2 sait que :

- AUBE

2 ne sait pas que :

- 1 sait que 2 sait que AUBE



Outline

Outline

Logique modale

Auxiliaires modaux

I know ...	je sais que ...	$K\ldots$
I believe...	je crois que...	$B\ldots$
I must...	je dois faire que...	$O\ldots$
in the future...	dans le futur ...	$F\ldots$
	il existe une démonstration de ...	$P\ldots$

$\neg p \wedge Fp \wedge Bp$

' *p* est faux et dans le futur, *p* est vraie et je crois que *p* '

Agents

Soit $AGT = \{a_i \mid i \in \mathbb{N}\}$ un ensemble dénombrable d'agents.

Example (Notations plus agréables)

A	le joueur A
B	le joueur B
1	le joueur 1
2	le joueur 2

Propositions atomiques

Soit $ATM = \{p_i \mid i \in \mathbb{N}\}$ l'ensemble dénombrable de propositions atomiques.

Example (Notations plus agréables)

4_A	le joueur A a la carte 4
AUBE	nous allons attaquer à l'aube
ilfaitbeau	il fait beau

Syntaxe

Definition

L'ensemble $\mathcal{L}_K$ des formules de la logique épistémique est engendré par la grammaire suivante :

$$\varphi, \psi, \ldots ::= p \mid \neg\varphi \mid (\varphi \wedge \psi) \mid K_a\varphi$$

où $p \in ATM$, $a \in AGT$, $J \in 2^{AGT}$.

Lecture

$\neg\varphi$	φ est faux
$(\varphi \wedge \psi)$	φ et ψ
$K_a\varphi$	l'agent a sait que φ est vraie

Macros

	Ecrire	est un raccourci pour
Opérateurs duaux		
	$(\varphi \vee \psi)$	$\neg(\neg\varphi \wedge \neg\psi)$
	$\hat{K}_a\varphi$	$\neg K_a \neg\varphi$
Et aussi...		
	$(\varphi \rightarrow \psi)$	$(\neg\varphi \vee \psi)$
	$(\varphi \leftrightarrow \psi)$	$((\varphi \rightarrow \psi) \wedge (\psi \rightarrow \varphi))$

Exemple : enfants sales

DEUX VOLONTAIRES !

Example (de formules)

- $\neg K_1 sale_1 \wedge \neg K_2 sale_2$
  ' 1 ne sait pas que 1 est sale et 2 ne sait pas que 2 est sale '
- $K_1 sale_2 \vee K_1 \neg sale_2$
  ' 1 connait l'état du front '
- $K_2 ilfaitbeau$

Exemple : enfants sales

État initial

$\neg K_1 sale_1 \wedge \neg K_2 sale_2$.

J'annonce la formule $sale_1 \vee sale_2$.

État 2

$\neg K_1 sale_1 \wedge \neg K_2 sale_2$.

Vous venez d'annoncer que la formule $\neg K_1 sale_1 \wedge \neg K_2 sale_2$.

État 3

$K_1 sale_1 \wedge K_2 sale_2$.

Syntaxe

Definition

L'ensemble $\mathcal{L}_{K,CK}$ des formules de la logique épistémique avec connaissance commune est engendré par la grammaire suivante :

$$\varphi, \psi, \ldots ::= p \mid \neg\varphi \mid (\varphi \wedge \psi) \mid K_a\varphi \mid CK_J\varphi$$

où $p \in ATM$, $a \in AGT$, $J \in 2^{AGT}$, J fini.

Lecture

$CK_J\varphi$: il y a connaissance commune dans J que φ est vraie

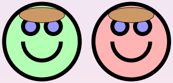
Example

$CK_{\{A,B\}}\neg K_C ilfaitbeau$

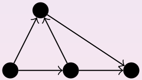
Outline

Modélisation

- Est-ce que $K_1 sale_1$ est vraie (dans la réalité) ?
- Est-ce que $K_2 sale_2$ est vraie (dans la réalité) ?



Réalité $\longrightarrow$

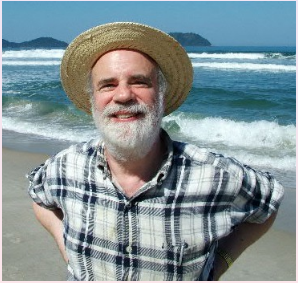


Modèle

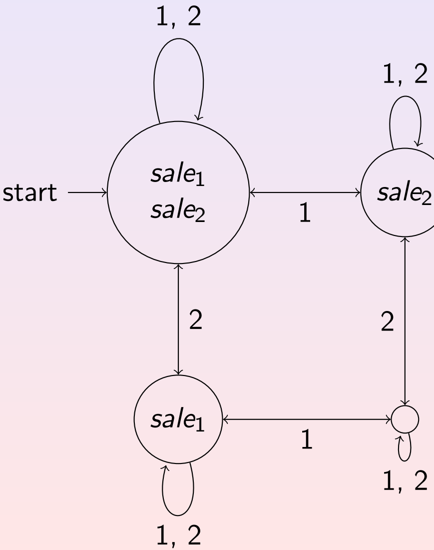
- Est-ce que $K_1 sale_1$ est vraie dans le modèle ?
- Est-ce que $K_2 sale_2$ est vraie dans le modèle ?

Modélisation du monde

On modélise le monde avec un graphe des mondes possibles : un modèle (pointé) de Kripke.



Modélisation du monde



Modèle de Kripke

Definition

Un modèle de Kripke est un triplet $\mathcal{M} = (W, R, V)$ où :

- W est un ensemble non vide ;
- $R : AGT \to 2^{W \times W}$;
- $V : W \to 2^{ATM}$.

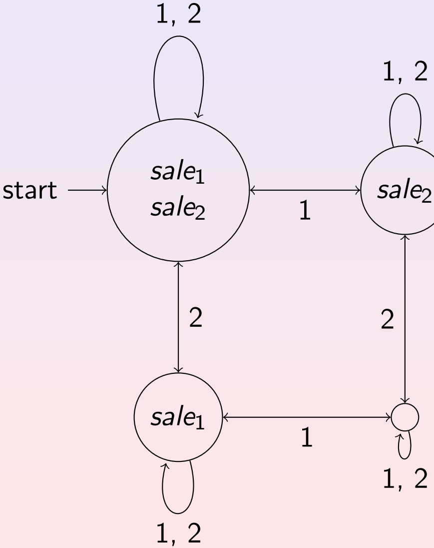
Condition de vérité

Definition

Soit $\mathcal{M} = (W, R, V)$ un modèle de Kripke et $w \in W$. On définit la relation $\mathcal{M}, w \models \varphi$ par induction sur φ :

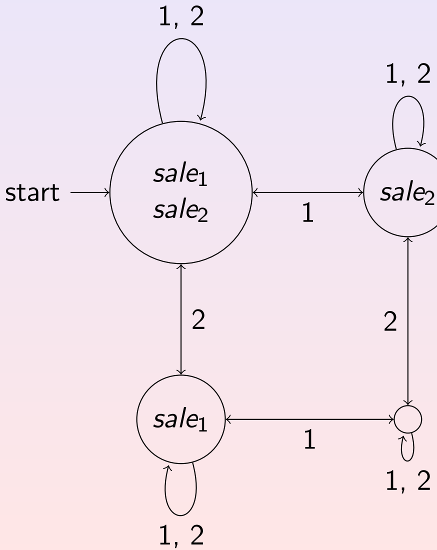
- $\mathcal{M}, w \models p$ ssi $p \in V(w)$;
- $\mathcal{M}, w \models \neg\varphi$ ssi $\mathcal{M}, w \not\models \varphi$;
- $\mathcal{M}, w \models (\varphi \wedge \psi)$ ssi $\mathcal{M}, w \models \varphi$ et $\mathcal{M}, w \models \psi$;
- $\mathcal{M}, w \models K_a\varphi$ ssi pour tout $u \in R_a(w)$ on a $\mathcal{M}, u \models \varphi$;
- $\mathcal{M}, w \models CK_J\varphi$ ssi pour tout $u \in \left(\bigcup_{a \in J} R_a(w)\right)^*$, on a $\mathcal{M}, u \models \varphi$.

Modélisation du monde

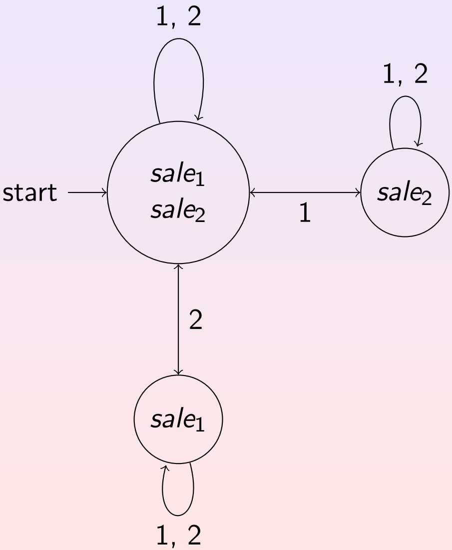


Outline

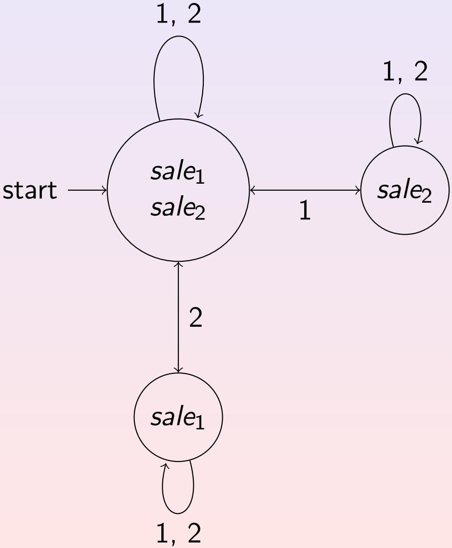
Apprêtons nous à annoncer $sale_1 \vee sale_2$



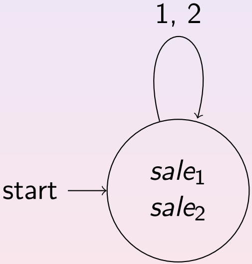
Après avoir annoncé $sale_1 \vee sale_2$



Apprêtons nous à annoncer $\neg K_1 sale_1 \wedge \neg K_2 sale_2$



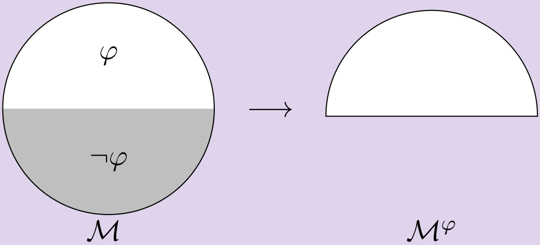
Après avoir annoncé $\neg K_1 sale_1 \wedge \neg K_2 sale_2$



Annonce publique de φ

Restriction par φ

$\mathcal{M}^\varphi$ est le modèle restreint aux mondes u tels que $\mathcal{M}, u \models \varphi$.



Annonce publique de φ

Definition (Restriction de $\mathcal{M}$ par φ)

Soit $\mathcal{M} = (W, R, V)$ un modèle épistémique. On définit $\mathcal{M}^\varphi = (W^\varphi, R^\varphi, V^\varphi)$ où :

- $W^\varphi = \{w \in W \mid \mathcal{M}, w \models \varphi\}$;
- $R_a^\varphi = R_a \cap (W^\varphi \times W^\varphi)$;
- $V^\varphi = V_{|W^\varphi}$.

Example (Enfants sales)

$\mathcal{M}$ $\qquad$ $\mathcal{M}^{sale_1 \vee sale_2}$ $\qquad$ $\left(\mathcal{M}^{sale_1 \vee sale_2}\right)^{\neg K_1 sale_1 \wedge \neg K_2 sale_2}$

Outline

Model checking

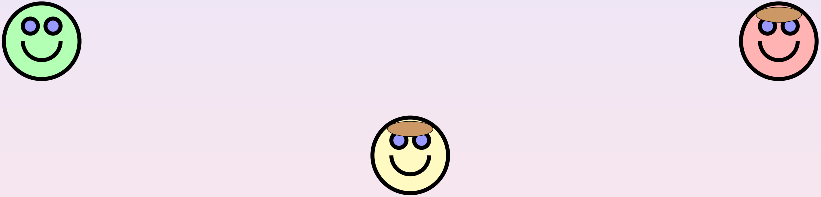
Definition

Le problème du model checking (vérification de modèles) est défini de la manière suivante :

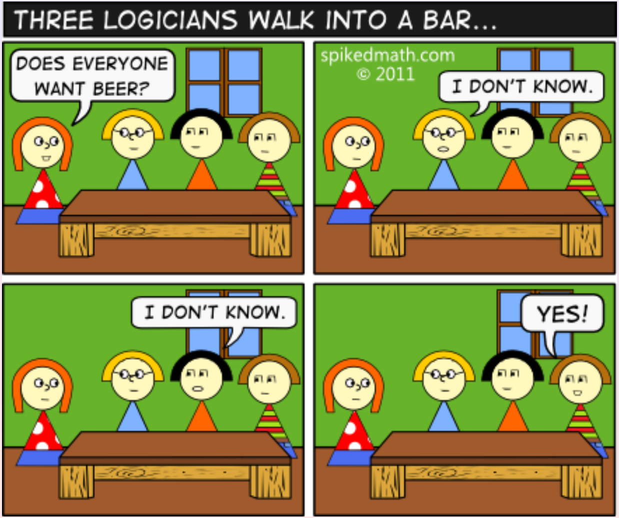
- entrée : un modèle $\mathcal{M} = (W, R, V)$, $w \in W$, une formule φ ;
- sortie : oui si $\mathcal{M}, w \models \varphi$.

Un model checker est un outil qui permet de faire du model checking.

Exemple 1 : enfants sales



Exemple 2 : Trois logiciens dans un bar



Exemple 3 : Pièce de théâtre avec somme et produit

Père : j'ai choisi deux nombres x, y, tels que
$1 < x < y$ et $x + y \leq 100$.
Je vais informer de manière privée A de $x + y$.
Je vais informer B de xy.

(le père s'exécute)

B : je ne connais pas x et y.
A : je le savais.
B : je connais x et y.
A : oui, moi aussi.

Question

Quelles sont les valeurs de x et y qui rendent la pièce de théâtre cohérente ?

Démonstration

Vote ! Démonstration de l'exemple 1, 2, ou 3 ? Tous les exemples ?

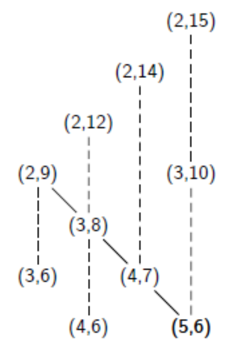
Model checker DEMO

`http://homepages.cwi.nl/~jve/software/demo_s5/`

Logiciel créé par Jan van Eijck

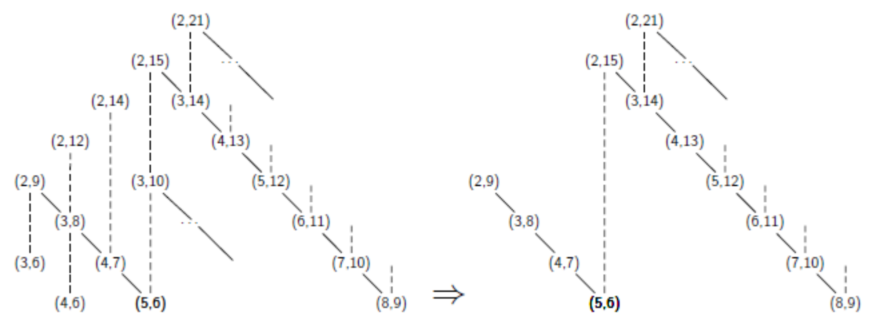
Morceau du modèle de Kripke

Mondes où la somme vaut 11.

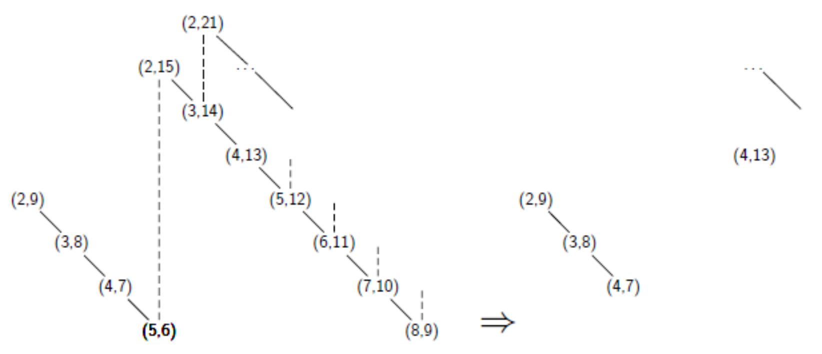


$\mathcal{M}, (2,9) \models K_S \bigwedge_{x,y} \neg K_P p_{x,y}$

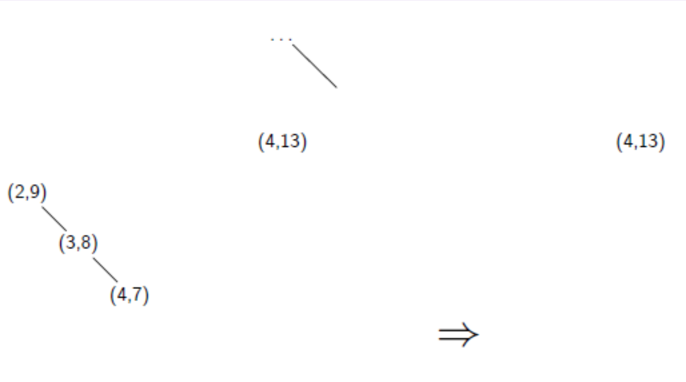
Annonce publique de $K_S \bigwedge_{x,y} \neg K_P p_{x,y}$



Annonce publique de $\bigvee_{x,y} K_P p_{x,y}$



Annonce publique de $\bigvee_{x,y} K_S p_{x,y}$



Outline

Outline

Validité

Etant donné une formule φ, on cherche à savoir si φ est vraie dans toutes situations (modèles).

Definition

φ est valide ssi pour tout modèle pointé $\mathcal{M}, w$ on a $\mathcal{M}, w \models \varphi$.

Example

$\varphi := (K_a p \wedge K_a(p \rightarrow q)) \rightarrow K_a q$.

Méthodologie :

- on cherche un *contre-modèle*, i.e. un modèle pour $\neg\varphi$.

Problème dual : satisfiabilité

Definition

φ est satisfiable ssi il existe un modèle pointé $\mathcal{M}, w$ on a $\mathcal{M}, w \models \varphi$.

Proposition

φ valide si, et seulement si $\neg\varphi$ n'est pas satisfiable.

Expressivité

Theorem

Il n'existe pas de formule $\varphi \in \mathcal{L}_K$ telle que $CK_{\{a,b\}}p \leftrightarrow \varphi$ soit valide.

Outline

Algorithme pour la satisfiabilité : méthode de tableau

Méthode de tableau

- Construire un modèle à partir des contraintes imposées par φ.

Démonstration

Outil : `http://people.irisa.fr/Francois.Schwarzentruber/lotrecscheme/`

Exemple : $\neg((K_a p \wedge K_a(p \rightarrow q)) \rightarrow K_a q)$.

Première tentative de règles pour les connecteurs booléens

$$\frac{\varphi \land \psi}{\varphi \quad \psi}$$

$$\frac{\neg(\varphi \land \psi)}{\neg\varphi \mid \neg\psi}$$

$$\frac{\neg\neg\varphi}{\varphi}$$

$$\frac{\neg\varphi \qquad \varphi}{\textit{clash}}$$

Règles pour les connecteurs booléens

$$\frac{(\sigma \quad \varphi \wedge \psi)}{(\sigma \quad \varphi) \quad (\sigma \quad \psi)}$$

$$\frac{(\sigma \quad \neg(\varphi \wedge \psi))}{(\sigma \quad \neg\varphi) \mid (\sigma \quad \neg\psi)}$$

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

$$\frac{(\sigma \quad \neg\varphi) \qquad (\sigma \quad \varphi)}{\textit{clash}}$$

Règles pour l'opérateur modal

$$\frac{(\sigma \quad \neg K_a\varphi)}{(\sigma \quad a \quad \sigma_{new})(\sigma_{new} \quad \neg\varphi) \text{ où } \sigma_{new} \text{ est un nouveau symbole}}$$

$$\frac{(\sigma \quad K_a\varphi)(\sigma \quad a \quad \sigma')}{(\sigma' \quad \varphi)}$$

Algorithme

But

Construire un modèle pour φ.

def tableau(φ) :

- $\Sigma := \{(\sigma_{initial} \quad \varphi)\}$;
- Appliquer les règles sur Σ jusqu'à saturation
  (Gérer le backtracking pour les règles non-déterministes)

Correction de l'algorithme

Theorem

Soit φ une formule.
φ est satisfiable ssi tableau(φ) réussit.

Démonstration.

(idées)

- $\boxed{\Rightarrow}$ On utilise un modèle de φ comme guide pour les choix non déterministes (invariant : les formules présentes sont satisfaites quelque part dans le modèle) ;
- $\boxed{\Leftarrow}$ On extrait un modèle du tableau.

$\square$

Propriété

Theorem

Si une formule φ est satisfiable

$$\Downarrow$$

elle est satisfiable dans un modèle

- *qui est un arbre ;*
- *et dont le nombre de noeuds est exponentiel en $|\varphi|$.*

Theorem

Le problème de validité d'une formule sans connaissance commune est PSPACE-complet.

Outline

Problème : notre logique est trop 'libérale'

Points de vue syntaxique

Auraient dû être valides :

- $K_a\varphi \to \varphi$; vérité
- $K_a\varphi \to K_aK_a\varphi$; introspection positive
- $\neg K_a\varphi \to K_a\neg K_a\varphi$. introspection négative

Points de vue sémantique

Pour tout agent a, la relation R_a est a priori toujours une relation d'équivalence.

Logique $S5_n$

Systèmes de Clarence Irving Lewis

S1	S2	S3	S4	S5

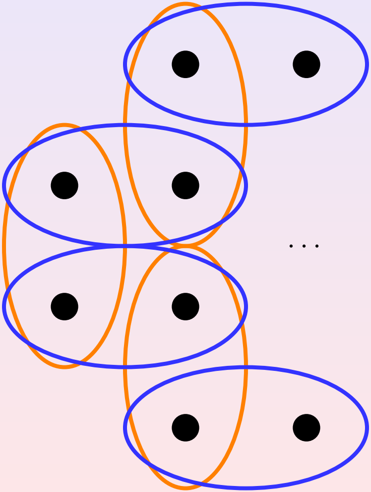
Definition

Un modèle $\mathcal{M} = (W, R, V)$ est un modèle de $S5_n$ ssi pour tout agent $a \in AGT$, R_a est une relation d'équivalence sur W.

Definition

φ est $S5_n$-valide ssi pour tout modèle pointé $\mathcal{M}, w$, si $\mathcal{M}$ est un $S5_n$-modèle, alors $\mathcal{M}, w \models \varphi$.

Vue artistique d'un modèle avec rel. eq. et 2 agents



Cas avec un agent : $S5$

Theorem

Si φ est satisfiable alors

il existe

- *un modèle $\mathcal{M} = (W, R, V)$ avec $card(W) \leq |\varphi|$*
- *et un monde $w \in W$*

tels que $\mathcal{M}, w \models \varphi$.

[Blackburn et al. Modal logic]

$S5_n$-validité

Theorem

Le problème de $S5_n$-validité d'une formule sans connaissance commune est

- *coNP-complet s'il y a un agent ;*
- *PSPACE-complet s'il y a plus de 2 agents.*

[Halpern, Moses, a guide to the modal logics of knowledge and belief, 1996 (je crois)]

Avec connaissance commune

Theorem

Les problèmes de validité et de $S5$-validité sont EXPTIME-complets.

Outline

Outline

Syntaxe

Definition

L'ensemble $\mathcal{L}_{K,CK,!}$ des formules de la logique épistémique avec annonces publiques est engendré par la grammaire suivante :

$$\varphi, \psi, \ldots ::= p \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid K_a\varphi \mid CK_J\varphi \mid [\varphi!]\psi$$

Lecture

$[\varphi!]\psi$: si φ est vraie, alors après avoir annoncé φ publiquement, ψ est vraie.

Example

$[p_1 \vee p_2!][\neg K_1 p_1 \wedge \neg K_1 p_2!][\neg K_1 p_1 \wedge \neg K_1 p_2!] K_1 p_1 \wedge K_1 p_2$

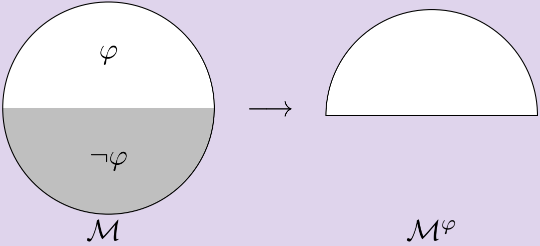
Sémantique

Definition

$\mathcal{M}, w \models [\varphi!]\psi$ ssi $\mathcal{M}, w \models \varphi$ implique $\mathcal{M}^{\varphi}, w \models \psi$

Restriction par φ

$\mathcal{M}^{\varphi}$ est le modèles restreint aux mondes u tels que $\mathcal{M}, u \models \varphi$.



Expressivité

Proposition

Sont valides :

$$\begin{array}{lcl}
[\varphi!]p & \leftrightarrow & (\varphi \rightarrow p) \\
[\varphi!](\psi \wedge \chi) & \leftrightarrow & ([\varphi!]\psi \wedge [\varphi!]\chi) \\
[\varphi!](\psi \rightarrow \chi) & \leftrightarrow & ([\varphi!]\psi \rightarrow [\varphi!]\chi) \\
[\varphi!]\neg\psi & \leftrightarrow & (\varphi \rightarrow \neg[\varphi!]\psi) \\
[\varphi!]K_a\psi & \leftrightarrow & (\varphi \rightarrow K_a[\varphi!]\psi) \\
[\varphi!][\psi!]\chi & \leftrightarrow & [\varphi \wedge [\varphi!]\psi!]\chi
\end{array}$$

Theorem

Pour toute formule $\varphi \in \mathcal{L}_{K,!}$, il existe une formule $\psi \in \mathcal{L}_K$ tel que $(\varphi \leftrightarrow \psi)$ est valide.

Concision

Theorem

Il existe une suite de formules $(\varphi_i)_{i\in\mathbb{N}} \in {\mathcal{L}_{K,!}}^{\mathbb{N}}$ *telle que :*

- $|\varphi_i| = \Theta(i)$;
- *pour tout* $i \in \mathbb{N}$, *pour toute formule* $\psi \in \mathcal{L}_K$,
  si $(\varphi \leftrightarrow \psi)$ *est valide alors* $|\psi| \geq 2^i$.

[AAMAS 2006, Lutz, Complexity and Succinctness of Public Announcement Logic]

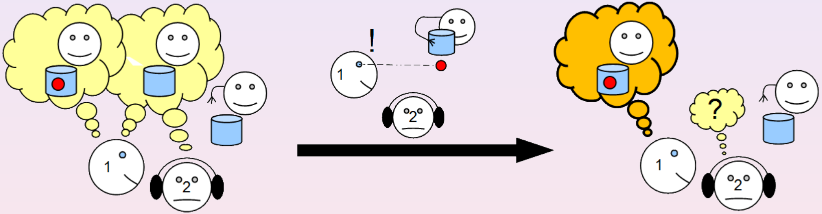
Exercice

On a vu que $[\varphi!]K_a\psi \leftrightarrow (\varphi \rightarrow K_a[\varphi!]\psi)$ est valide.

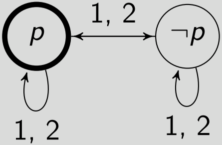
Montrer que $[q!]CK_{\{A,B\}}p \leftrightarrow (q \rightarrow CK_{\{A,B\}}[q!]p)$ n'est pas valide.

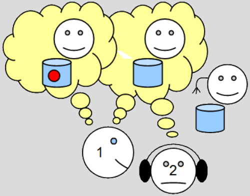
Outline

Notre exemple

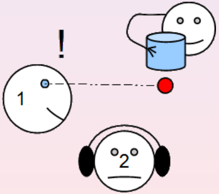


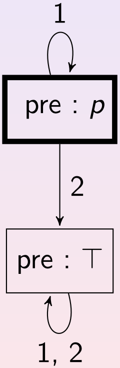
Example





Modélisation d'un événement





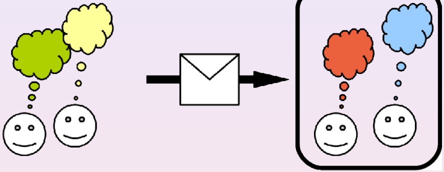
Modèle d'événements de Kripke

$\mathcal{M}' = (W', R'_1, \ldots, R'_n, \mathrm{Pre})$ avec

- W' : *événements* possibles
- $R'_a \subseteq W' \times W'$: relation pour l'agent a
- Pre : $W' \to \mathcal{L}_{K,CK}$: préconditions

Modèle mis à jour

Étant donnés $\mathcal{M}$ $\mathcal{M}'$

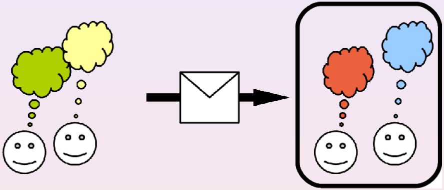


On définit le modèle mis à jour $\mathcal{M} \otimes \mathcal{M}' = (W^{\otimes}, R^{\otimes}, V^{\otimes})$ by :

$$
\begin{array}{ll}
(v, v') \in W^{\otimes} & \text{si} \quad v \in W, \ v' \in W' \text{ et } \mathcal{M}, v \models \mathrm{Pre}(v') \\
(v, v') R_i^{\otimes} (u, u') & \text{si} \quad v R_i u \text{ et } v' R_i' u', \\
(v, v') \in V^{\otimes}(p) & \text{si } \mathcal{M}, v \models p.
\end{array}
$$

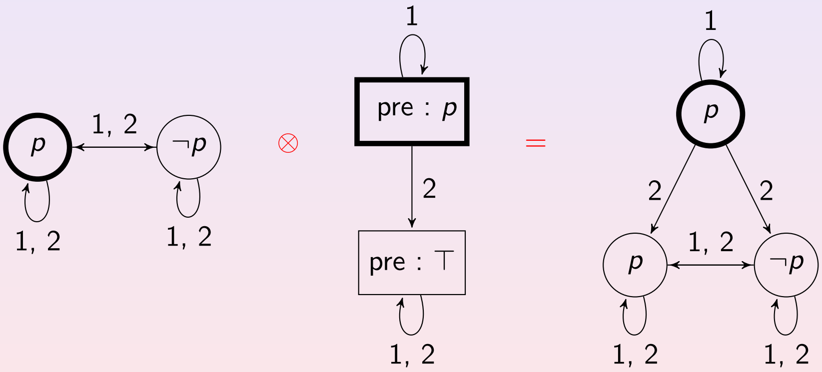
Modèle mis à jour pointé

Étant donnés $\mathcal{M}, w$ $\mathcal{M}', w'$



le modèle mis à jour pointé $\mathcal{M} \otimes \mathcal{M}', (w, w')$ est
défini ssi $\mathcal{M}, w \models \mathrm{Pre}(w')$

Exemple



Langage de la logique épistémique dynamique

[Baltag, A., L. S. Moss and S. Solecki, The logic of public announcements, common knowledge and private suspicious]

[van Ditmarsch et al. 2007, van der Hoek, Kooi, Dynamic Epistemic Logic]

$$\varphi \quad ::= \quad p \quad | \quad \neg\varphi \quad | \quad \varphi \wedge \varphi \quad | \quad B_j\varphi \quad | \quad [\pi]\varphi$$

$$\pi \quad ::= \quad \mathcal{M}', w' \quad | \quad \pi \cup \pi$$

Semantics

- $[\pi]\varphi$: après l'événement π, φ est vrai
- $\mathcal{M}, w \models [\mathcal{M}', w']\varphi$ ssi, si $\mathcal{M} \otimes \mathcal{M}', (w, w')$ est défini alors $\mathcal{M} \otimes \mathcal{M}', (w, w') \models \varphi$;
- $\mathcal{M}, w \models [\pi_1 \cup \pi_2]\varphi$ ssi $\mathcal{M}, w \models [\pi_1]\varphi$ et $\mathcal{M}, w \models [\pi_2]\varphi$.

Outline

Problème de validité

Problème de validité

- Entrée : une formule φ d'un certain langage ;
- Sortie : oui, si φ est vraie dans tous les modèles pointés.

K_i	PSPACE-complet
Annonces publiques	PSPACE-complet
Annonces arbitraires	indécidable
Annonces publiques + if, while	indécidable
Modèles d'actions	coNEXPTIME-complet
Langages de description de modèles d'actions	A_{poly}EXPTIME-complet ? !

Problème de planification

Problème de planification

- Entrée : un modèle pointé $\mathcal{M}, w$ initial, des événements, une formule φ_{but} ;
- Sortie : une séquence d'évenements s tq. $\mathcal{M}, w$ mise à jour avec s satisfait φ_{but}.

Planification 'classique'	PSPACE-complet
Annonces publiques	décidable
Modèles d'action	indécidable
Modèles d'actions (et préconditions booléennes)	décidable
Modèles d'actions (et préconditions de degré modal 1 ? !)	? ?

Outline

Résumé

- Syntaxe de la logique modale épistémique
- Sémantique avec des modèles de Kripke
- Comment modéliser une situation statique
- Lien entre condition sur la relation épistémique, vérité et introspections
- Comment modéliser un événement en logique épistémique dynamique

Conférence sur les systèmes multi-agents

Conférence sur la logique modale

- Home
- Important Dates
- Call For Papers
- Paper Submissions
- Invited Speakers
- Accepted Papers
- Program
- Registration
- Location
- Travel and Accommodation
- Committees
- AiML Series
- Sponsors

Advances in Modal Logic 2014

Important Dates

Abstracts and full papers submission deadline: 9 April 2014

Full papers acceptance notification: 19 May 2014

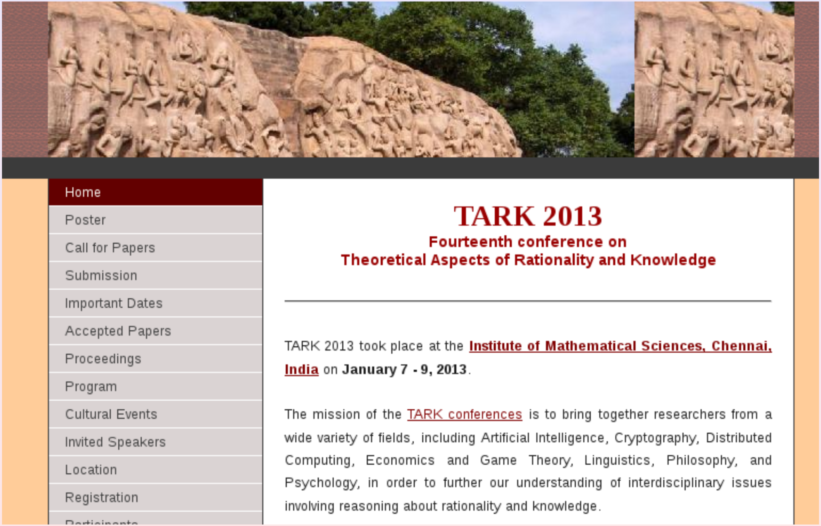
Short presentations submission deadline: 21 May 2014

Short presentations acceptance notification: 2 June 2014

Final version of full papers and short presentations due: 9 June 2014

Conference: 5-8 August, 2014.

Conférence sur connaissance et rationnalité



Limites pour l'aspect statique

- Omniscience.

  Saviez-vous que la conjecture de Poincaré est vraie ?

  Solution :

  - 'Awareness' [aa] ;
  - Prise en compte des ressources ;
  - Logiques non-normales.
- Mesure quantitative
  Solution :
  - Logique épistémique et probabilité [Halpern ? !] [Jan van Eijck et al. en soumission...]
  - Théorie de la possibilité

Limites pour l'aspect dynamique

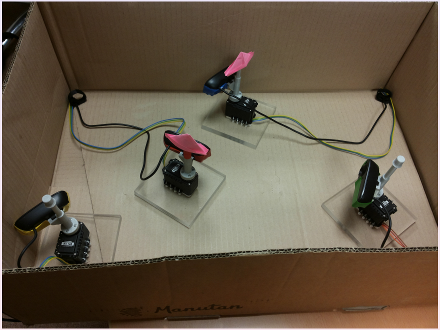
- Annonces fausses : révision de croyances ;
- Pas de bons langages de spécification d'événements complexes.

  [Ditmarsch et al., LORI2013]

Problèmes ouverts

- Planification épistémique ;
- Applications ;
- Implémentations efficaces ;
- Algorithmes pour la révision.

Démonstration avec les 'robots'



Python (avec la bibliothèque *opencv*)

- [Gasquet, Goranko, et al., AAMAS2014]
- [Charrier, Ouchet, et al., AAMAS2014 (demo track)]

Merci à ...

- Guillaume Aucher
- Philippe Balbiani
- Tristan Charrier
- Hans van Ditmarsch
- Jan van Eijck
- Valentin Goranko
- Andreas Herzig
- Emiliano Lorini
- Bastien Maubert
- Sophie Pinchinat

et merci à vous.