RC : Cours après TP(s) :

Chapitre 4 : Le raisonnement non monotone

(La logique des défauts)

1) La notion de non-monotonie

En logique formelle (issue du raisonnement mathématique) un théorème n'est jamais sujet à révisions. Or les connaissances que l'homme manipule sont par nature telle qu'il faut prévoir de remettre en cause les conclusions déjà induites.

Exemple : Sachant que la plupart des oiseaux volent (1)

et que Titi est un oiseau (2)

Alors on conclut que Titi peut voler (3).

La conclusion (3) est valide mais pas correcte comme en logique classique s'il est précisé que :

Titi est une autruche (4)

Ainsi l'assertion (3) est rétractée. ∃ principalement 2 types de raisonnement ∃ monotones révisable

(*) Raisonnement révisable car incertain et conjoncturel, généralement les objets de type X ont la propriété p. si A est un objet de type X alors je déduis que A possède vraisemblablement la propriété p.

Exemple : si Titi est un oiseau, alors je déduis que vraisemblablement que Titi vole.

La connaissance qui permet d'inférer par elle-même conclusion est de type generalement

typiquement

Dans la plupart des cas cas... le raisonnement est tout à fait incertain et incomplètement d'information peut amener à devoir le réviser.

(4) Raisonnement révisable car de nature introspective sur la base de l'état de connaissances de l'agent, ce dernier déduit...

Exemple:

Ne me connaissant un frère aîné, j'en déduis que je n'en ai pas

Le mécanisme de raisonnement est différent. Il est introspective

Le caractère révisable du raisonnement provient du fait que le raisonnement est relatif à un état de connaissances.

La prise de conscience de la communauté IA de l'importance du raisonnement révisable de 1980 avec l'apparition de plusieurs logiques non monotones telle que la logique des défauts [Daté de 80]

Définition : Le raisonnement par défaut s'analyse comme suit:

* Si A est déductible à partir de la description que l'on possède sur un état du monde et si rien n'indique qu'on soit dans une situation exceptionnelle (B)

Alors on conclut (C)

La caractéristique de la non monotonie du raisonnement réside dans le fait que l'absence d'information sur B conduit à conclure C à partir de A mais si on acquiert des informations supplémentaires que B est vrai la formule (C) n'est plus déductible.

Définition 5 : $Th_S(E)$ désigne l'ensemble des formules accessibles par les règles d'inférence en ajoutant E aux axiomes du système.

Définition 6 : E est une extension de la théorie Δ ssi, $E = Th_\Delta(E)$.

RC :

Suite cours (La logique des défauts)

Théorie $\Delta = \langle W, D \rangle$

world | ensemble de défaut : $d \; \frac{A : B_1 \wedge \dots \wedge B_n}{C}$

Logique classique

(vraies)

Justificatif

prérequis

conséquent

E est une extension ssi $E = \Gamma_\Delta(E)$

Δ

$E_1 \quad E_2 \quad E_3 \dots E_n$

Une extension représente l'ensemble (de formules) de déductions possibles réalisées à partir de W et des défauts.

Si un défaut est applicable, son conséquent va enrichir W.

$\Gamma_\Delta(E)$ est le plus petit ensemble déductivement clos contenant W.

Tel que pour chaque $d \in D$ de la forme $d \; \frac{A : B_1 \wedge \dots \wedge B_n}{C}$

si $A \in \Gamma_\Delta(E)$ /* défaut utilisable */

et $\forall i \quad \neg B_i \notin E$

Alors $C \in \Gamma_\Delta(E)$

fsi;

fpour

Fin

Exemple

Soit $\Delta = \langle W, D \rangle$

$W = \{C \supset D;\; A \wedge B \supset E;\; E \vee D;\; D \supset F\}$

$D = \{ \underbrace{\frac{E \vee F : A \wedge F}{A \wedge F}}_{d_1}, \underbrace{\frac{A : B}{B}}_{d_2}; \underbrace{\frac{A \wedge E : C}{C}}_{d_3}, \underbrace{\frac{: \neg E}{\neg E}}_{d_4} \}$

$\Gamma_\Delta(E)$: $W \subset \Gamma_\Delta(E)$

d_1 : est utilisable car $E \vee F \in \Gamma_\Delta(E)$

$\neg(A \wedge F) = (\neg A \vee \neg F) \in E$?) Alors $\{A \wedge F\} \subset \Gamma_\Delta(E)$

si $\neg A \vee \neg F \in E$

$\neg A \vee \neg F \notin \Gamma_\Delta(E)$

$E \neq \Gamma_\Delta(E)$, E n'est pas une extension

E est une extension ssi $E = \Gamma_\Delta(E)$

$\Gamma_\Delta(E) = Th(W \cup \{\underline{A \wedge F}\} \cup \{B\}$ conséquent d_2 conséquent d_1

L'applicabilité de d_1 rend d_2 utilisable

$(\neg B \in E)$

? si $\neg B \in E$, $\neg B \notin \Gamma_\Delta(E)$ $\}$ $E \neq \Gamma_\Delta(E)$ E n'est pas une extension

si E est une extension

$\neg B \in E$

d'où d_2 est applicable

$B \in \Gamma_\Delta(E)$

Pour d_3 : est utilisable, son prérequis $A \wedge E \in \Gamma_\Delta(E)$.

car $A \in \Gamma_\Delta(E)$

$B \in \Gamma_\Delta(E)$ $\} \Rightarrow E \in \Gamma_\Delta(E)$

$(A \wedge B \supset E)$ d_3 est utilisable.

L'application de d_1 et d_2 a rendu d_3 utilisable.

$(\neg C \in E)$?

si $\neg C \in E$ alors d_3 devient inapplicable

$\neg C \in \Gamma_\Delta(E)$ $\}$ $E \neq \Gamma_\Delta(E)$ E n'est pas une extension

Si E est une extension, $\neg C \in \notin \Gamma_\Delta(E)$ d'où d_3 est applicable $C \in \Gamma_\Delta(E)$.

d'où $\Gamma_\Delta(E) = Th(W \cup \{A \wedge F\} \cup \{B\} \cup \{C\}$.

Pour d_4, comme il n'a pas de prérequis, il est utilisable

$\neg(\neg E) \in (E' \in E)$ car $E \in \Gamma_\Delta(E)$

et si E est une extension

$E' \in E$

d_4 n'est pas applicable

par clôture déductive

$E_1 = \Gamma_\Delta(E_1) = Th(W \cup \{\underline{A \wedge F}\} \cup \{\underline{B}\} \cup \{\underline{C}\})$

cond 1 cond 2 cond 3

L'application de d_1 et d_2 a rendu utilisable d_3.
L'application de d_1 et d_2 ont rendu d_4 non applicable.

Homework : Calculer les autres extensions
(1) Dans 3 semaines : ordre 0 → chercher les Toolbox

Exemple 2 :

$\Delta = \langle W, D \rangle$ où $W = \{A\}$

$$D = \left\{ \frac{A : B}{C}, \frac{A : \neg C}{\neg B} \right\}$$

Cette théorie contient deux extensions.

$E_1 = Th\{A, C\}$

€W con ded 1.

$\Gamma(E)$ inclut W donc A
la negation du justificatif du 1er défaut
$\neg B \notin E$ donc $C \in \Gamma_\Delta(E)$
En revanche, la négation du justificatif du 1er défaut $\in E$
donc d_2 $\neg$ applicable.
Par cloture de deduction et minimalité
$E_1 = \Gamma_\Delta(E) = Th(\{A, C\})$
de manière identique $E_2 : \Gamma_\Delta(E_2) = Th(\{A, \neg B\})$.
d_1 et d_2 sont mutuellement exclusifs
Defauts générateurs d'extension
soit E une extension de $\Delta = \langle W, D \rangle$

Le defaut $d = \dfrac{A : B_1 \ldots B_n}{C} \in D$ est dit generalement

d'extension E ssi son prerequis $\in \Gamma_\Delta(E)$ et $\forall i\ \neg B_i \notin E$
son consequent est rajouté a $\Gamma_\Delta(E)$ (donc à E).

Théorème:

Si DG désigne l'ensemble des conséquents des défauts générateurs d'une extension E alors $E = W \cup DG$

(+) La plui. extensionnalité est liée à l'ordre dans lequel on considère les défauts.

(+) Si dans une théorie, tous les défauts ont un seul justificatif équivalent au conséquent, Alors cette théorie est dite Normale et les défauts ont la forme $\frac{A:B}{C}$ $B = C$