

La Logique des propositions

Qu'est-ce qu'une proposition ? Quelque chose qui est vrai ou faux !

Ex : 'il pleut' , 'il fait beau', l'herbe est mouillée

On peut aussi construire d'autres énoncés.

Exemple: 'il fait beau ou l'herbe est mouillée' qui peut être vrai ou faux. Donc c'est aussi une proposition

Proposition bien formées : reconnaître les propositions qui ont un sens

Par exemple la proposition $p1 \neg \wedge p2$ n'est pas une proposition.
Elle n'est pas bien formée.

Chaque logique comporte trois volets :

- 1- Un langage défini au moyen de réécritures;
- 2- Un système de déduction qui, à partir de formules du langage choisies comme prémisses, construit de nouvelles formules qui sont réputées déduites de celles-ci;
- 3- Des règles de valuation qui permettent de calculer la ‘’valeur’’ de toute formule du langage.

1- Langage

L'alphabet auxiliaire contient le seul symbole formule, l'axiome.

Les réécritures sont :

Formule $\rightarrow \ell / a / b / \dots / (\text{formule} \supset \text{formule})$.

Si F est l'ensemble des formules bien formées définies par ce langage.

Soit $\{u, \neg, \wedge, \vee, \equiv\}$ un ensemble de symboles logiques. Les formules qui les utilisent sont des abréviations de formules de F où :

u désigne la formule $(\ell \supset \ell)$

$\forall x, \neg x$ désigne la formule $(x \supset \ell)$

$\forall x, y, x \vee y$ ssi $((x \supset y) \supset y)$

$\forall x, y, x \wedge y$ ssi $((x \supset (y \supset \ell)) \supset \ell)$

$\forall x, y, x \equiv y$ ssi $((x \supset y) \supset ((y \supset x) \supset \ell)) \supset \ell$

2- Systèmes de Dédution

- Un sous-ensemble de F : les axiomes ,
 - (A1) $(a \supset (b \supset a))$
 - (A2) $((c \supset (a \supset b)) \supset ((c \supset a) \supset (c \supset b)))$
 - (A3) $((a \supset \bot) \supset \bot \supset a)$
- Un ensemble de règles d'inférence :
 - (R1) [**substitution**] : si x est une formule, alors une formule y appartient à $R1(x)$ ssi il existe une application qui, à tout symbole non logique ai , fait correspondre une formule zi , et y est la formule obtenue en remplaçant chaque occurrence de ai dans x par zi .

Exemple: si x est une formule $(a \supset a)$, et y la formule $((a \supset b) \supset (a \supset b))$, y appartient à $R1(x)$ car on l'obtient en remplaçant chaque occurrence du symbole a dans x par la formule $(a \supset b)$

- (R2)[**modus ponens**] : si x , y sont deux formules, et que y a la forme $(x \supset z)$, alors $R2(x, y)$ est l'ensemble contenant l'unique élément z .

Exemple: si x est la formule $(a \supset a)$, y la formule $((a \supset a) \supset (b \supset c))$, la seule formule appartenant à $R2(x, y)$ est $(b \supset c)$.

2- Systèmes de Dédution

Un système de déduction permet de définir la notion de **preuve**.

Une preuve est une liste finie de formules $x[i]$ pour

$1 \leq i \leq m$, telle que pour tout i dans cet intervalle,

- Ou bien $x[i]$ est un axiome
- Ou bien il existe une règle d'inférence R_j et des entiers i_1, \dots, i_n tous strictement inférieurs à i , et tels que $x[i]$ appartienne à $R_j(x[i_1], \dots, x[i_n])$.

Un théorème est une formule x telle qu'il existe une preuve $x[i]$ pour $1 \leq i \leq m$ avec $x = x[m]$

Exemple:

[réflexivité] :

$(a \supset a)$ est un théorème de la logique propositionnelle

$$x[1] : (c \supset (a \supset b)) \supset ((c \supset a) \supset (c \supset b)) \quad (A2)$$

$$x[2] : (a \supset (b \supset a)) \supset ((a \supset b) \supset (a \supset a)) \quad R1(c/a, a/b, b/a)$$

$$x[3] : a \supset (b \supset a) \quad (A1)$$

$$x[4] : (a \supset b) \supset (a \supset a) \quad R2(X(2), X(3))$$

$$x[5] : a \supset (b \supset a) \supset (a \supset a) \quad R1(b/ b \supset a)$$

$$x[6] : a \supset a \quad R2(X(5), X(3))$$

Si E est un ensemble de formules, on notera $Th_s(E)$ l'ensemble des formules prouvables par un système déductif S lorsqu'il ajoute à son stock d'axiomes les éléments de E . Nous avons donc défini les théorèmes par $Th_{lp}(\emptyset)$.

Une propriété qui cause des soucis à la communauté de l'I.A., est la propriété de **monotonie** qui s'énonce ainsi : si l'ensemble E inclut l'ensemble F , alors l'ensemble $Th(E)$ inclut l'ensemble $Th(F)$.

3- Règles de valuation

Dans cette logique, l'ensemble des valeurs de vérité V comprend deux symboles : **vrai** et **faux**.

Un **modèle** est une fonction v de l'ensemble des symboles non logiques (a, b, \dots) dans V .

Si la formule est le symbole \perp , sa valeur est faux;

Si elle est atomique, i.e., si elle se réduit à un symbole non logique a , sa valeur est $v(a)$;

Si elle est de la forme $(p \supset q)$, sa valeur est vrai sauf si $v(p)$ est vrai et $v(q)$ est faux.

Il existe des formules dont la valeur ne dépend pas de la valeur choisie pour les symboles non logiques. Puisque V a deux éléments, il peut en exister de deux sortes:

- Celles qui prennent la valeur vrai \forall la valeur que l'on attribue à leurs symboles non logiques : on les appelle **tautologies**.
- Celle qui prennent la valeur faux dans les mêmes conditions : ce sont les **antilogies**.

Propriété: (A1), (A2) et (A3) sont des tautologies.

Le système de déduction et les règles de valuation peuvent être reliés par deux propriétés;

Correction : toutes les formules qui sont des théorèmes sont aussi des tautologies.

Complétude : toutes les formules qui sont des tautologies sont aussi des théorèmes.

Théorème :

la logique des propositions est à la fois correcte et complète.

4- Connaissances propositionnelles

Nous disposons maintenant d'un système déductif apte à accomplir un certain type d'inférences. Peut-on alimenter ce système par des connaissances?

Les seuls “point d'entrée” sont les symboles non logiques. Que se passe-t-il si nous décidons d'interpréter ces symboles comme de connaissances?

Exemple

- Les nautilus sont des céphalopodes;
- Les céphalopodes sont des mollusques;
- Les mollusques ont généralement une coquille;
- Les céphalopodes n'en ont généralement pas;
- Les nautilus en ont une.
 - a est un nautilus,
 - b est un céphalopode,
 - c est un mollusque.

Soient Na, Nb, Nc, C  a, C  b, C  c, Ma, Mb, Mc, Coa, Cob, Coc
12 symboles non logiques que nous interpr  tons par
  a (respectivement b, c) est un nautil    .

  (Respectivement, c  phalopode, mollusque, coquille)  

En ignorant pour l'instant les connaissances utilisant le mot
  g  n  ralement   nous avons :

$(Na \supset C  a); (Nb \supset C  b); (Nc \supset C  c);$

$(C  a \supset Ma); (C  b \supset Mb); C  c \supset Mc);$

$(Na \supset Coa); (Nb \supset Cob); (Nc \supset Coc); Na; C  b; Mc.$

Si on ajoute les connaissances dans lesquelles figure le mot
“généralement” sans prendre en compte la nuance introduite
par ce mot, il vient :

- $(Ma \supset Coa); (Mb \supset Cob); (Mc \supset Coc);$
- $(Céa \supset \neg Coa); \quad (Céb \supset \neg Cob); (Céc \supset \neg Coc)$

par deux applications du modus ponens sur Céb, $(Céb \supset Mb)$
puis $(Mb \supset Cob)$ on peut conclure Cob et

Par Céb et $Céb \supset \neg Cob$ on peut conclure $\neg Cob$.

On obtient un système incohérent

Pour éviter cette incohérence, la seule solution est de modifier la traduction de “généralement” : on exclut explicitement les exceptions connues, et on traduit :

“ Les céphalopodes qui ne sont pas des nautilus n’ont pas de coquille ”

“ Les mollusques qui ne sont pas des céphalopodes non nautilus en ont une ” :

$((\text{Céa} \wedge \neg \text{Na}) \supset \neg \text{Coa});$

$((\text{Céb} \wedge \neg \text{Nb}) \supset \neg \text{Cob});$

$((\text{Céc} \wedge \neg \text{Nc}) \supset \neg \text{Coc});$

$((\text{Ma} \wedge \neg(\text{Céa} \wedge \neg \text{Na})) \supset \text{Coa});$

$((\text{Mb} \wedge \neg(\text{Céb} \wedge \neg \text{Nb})) \supset \text{Cob});$

$((\text{Mc} \wedge \neg(\text{Céc} \wedge \neg \text{Nc})) \supset \text{Coc}).$

Ce système est cohérent puisqu’il admet des modèles : Na, Céa, Céb, Ma, Mb, Mc, Coa ont la valeur vrai; Nb et Cob ont la même valeur;

Si Céc est faux, Nc est faux et Coc vrai

On constate que parmi les conclusions attendues (a et c portent une coquille, b n'en porte pas), seule la première est démontrable : en effet, Coa est vrai dans tous les modèles – le théorème de complétude assure alors que Coa est démontrable -, et comme il existe des modèles où Coc est faux, Coc n'est pas démontrable (s'il l'était, d'après le théorème de correction, Coc serait vrai dans tous les modèles);

Même chose pour \neg Coc

La première traduction est inutilisable, puisque d'un système incohérent, on peut tirer n'importe quelle conclusion;

La deuxième, plus satisfaisante, est cependant peu utile puisqu'elle ne permet pas d'obtenir toutes les conclusions souhaitées

On voudrait pouvoir traduire une connaissance comme “Les mollusques, sauf ceux dont vous savez qu’ils sont des céphalopodes, ont une coquille”,

Mais une telle expression est incompatible avec la propriété de monotonie : en effet, nous demandons de conclure :

“a coquille” à partir de $F = \{\text{mollusque}\}$ mais de ne plus le conclure à partir de

$E = \{\text{mollusque, céphalopode}\}$.

On se trouve bien dans un cas où l’ensemble E inclut l’ensemble F , alors que l’ensemble $\text{Th}(E)$ ne doit pas inclure l’ensemble $\text{Th}(F)$.

Décidabilité

On dit qu'une logique est décidable s'il existe un procédé de calcul qui pour toute formule, indique en un temps fini s'il s'agit ou non d'un théorème de cette logique.

La logique des proposition est décidable.