Raisonner avec une politique d'échange d'informations incomplète

Laurence Cholvy[1] and Stéphanie Roussel[1,2]

[1] ONERA Centre de Toulouse
2 avenue Edouard Belin
31055 Toulouse, France
[2] SUPAERO
10 avenue Edouard Belin,
31055 Toulouse, France

Résumé : Dans ce papier, on étudie les politiques d'échange d'informations qui peuvent être présentes au sein de systèmes multi-agents pour réguler les échanges d'informations entre agents. Plus précisément, on se préoccupe de deux propriétés des politiques d'échange d'informations, à savoir la cohérence et la complétude. Après avoir défini les notions de cohérence et de complétude pour de telles politiques, on propose une méthode pour raisonner avec des politiques incomplètes.

Mots-clés : complétude, politique d'échange d'informations, système multi-agents

1 Introduction

Les systèmes multi-agents représentent un cadre intéressant pour la modélisation de systèmes dans lesquels des entités (atomiques ou complexes) coopèrent de façon à remplir une tâche commune ou atteindre un but commun. Pour que la coopération soit efficace, il faut que les entités, que l'on appellera agents, échangent des informations, en particulier pour avoir une vue plus générale de leur environnement et une meilleure compréhension de la situation actuelle.

Dans certains systèmes, les échanges d'informations sont complètement libres et les agents peuvent transmettre n'importe quelle information à n'importe qui. Au contraire, dans beaucoup d'autres systèmes, les échanges d'informations sont réglementés par une politique, en particulier lorsqu'il s'agit de satisfaire des contraintes de sécurité, telle que la confidentialité, ou des contraintes d'efficacité (diffusion ou communication peer-to-peer d'informations pertinentes). Les "Systèmes de Systèmes" (appelés ainsi dans le domaine de la défense ou de la sécurité civile IEE (2006)) sont des instances de tels systèmes multi-agents, tout comme toute organisation de personnes ou de moyens (entreprises, par exemple). Ces systèmes ont en commun le fait qu'ils soient composés d'autres systèmes (humains ou non, atomiques ou non) qui sont distribués géographiquement, gérés de façon indépendante et qui doivent partager des informations dans un environnement où les échanges d'informations entre ces systèmes doivent être réglementés par une politique.

Le travail présenté ici traite de ce type de systèmes. L'exemple utilisé tout au long de ce papier est l'exemple d'une entreprise avec un patron et des employés qui échangent des informations relatives au matériel utilisé dans l'entreprise. Ces échanges doivent être en accord avec une politique qui va, par exemple, imposer la diffusion des informations pertinentes et utiles dès que possible, tout en respectant certaines règles de confidentialité.

Une *politique d'échange d'informations* peut alors être perçue comme la réglementation que les agents doivent respecter et qui spécifie quels échanges d'informations sont obligatoires, interdits ou permis et sous quelles conditions. Mais, pour qu'une telle politique soit vraiment utile, il faut qu'elle vérifie un certain nombre de propriétés, et en particulier la *cohérence* et la *complétude*.

Selon Bieber & Cuppens (1991) où les politiques de confidentialité sont étudiées, la cohérence permet d'éviter les cas où l'agent a à la fois la permission et l'interdiction de savoir quelque chose. Plus généralement, selon Cholvy (1997) et Cholvy (1999), où l'on étudie la cohérence de réglementations en général, la cohérence d'une réglementation n'est pas équivalente à la simple cohérence d'un ensemble de formules. Selon ce travail, une réglementation est cohérente s'il n'existe pas de situation dans laquelle un agent pourrait se trouver face à des *contradictions normatives* ou *dilemmes* que l'on appelle également *conflits contradictoires* (une attitude donnée est à la fois prescrite et non prescrite, ou à la fois permise et interdite) et *conflits contraires* (une attitude donnée est à la fois prescrite et interdite) dans Vranes (2006). Suite à cette définition, la cohérence des politiques de sécurité a été étudiée dans Cholvy & Cuppens (1997).

Si la cohérence des politiques est une notion plutôt bien étudiée, la complétude a, quant à elle, reçu beaucoup moins d'attention. Bieber & Cuppens (1991) propose une définition de la complétude entre deux politiques de confidentialité (pour chaque information, l'agent doit avoir soit la permission, soit l'interdiction de la connaître), définition qui a été reprise dans Cuppens & Demolombe (1997) pour des politiques de sécurité à plusieurs niveaux.

Plus récemment, Cholvy *et al.* (2006) donne une définition de la cohérence et une définition de la complétude pour des politiques d'échange d'informations. Ces définitions constituent un point de départ pour le travail présent et ont été raffinées.

Ce papier est organisé de la façon suivante.

La section 2 présente le formalisme logique utilisé pour représenter des politiques d'échanges d'informations, la définition de la cohérence pour de telles politiques ainsi que la définition que l'on donne à la complétude. La section 3 traite du problème du raisonnement avec une politique incomplète. En reprenant l'approche qui a mené à la CWA (Closed World Assumption) dans le domaine des bases de données (Reiter (1998)), on présente des règles de complétion qui peuvent être utilisées pour compléter des politiques incomplètes et on discute de la façon dont elles pourraient être mises en oeuvre. Enfin, dans la section 4, on discute le travail réalisé et on propose des extensions à celui-ci.

2 Politiques d'échanges d'informations

2.1 Préliminaires

On reprend ici le langage défini dans Cholvy *et al.* (2007) pour modéliser une politique d'échange d'informations dans un système multi-agents. Rappelons le formalisme utilisé. Le langage logique, noté *L*, est un langage du premier ordre avec l'égalité. L'alphabet de *L* est basé sur quatre groupes de symboles : symboles représentant des constantes, symboles représentant des variables, symboles représentant des prédicats et des symboles représentant des fonctions.

Définition 1 (Constantes)
Les constantes sont divisées en :
- *ag-constantes : constantes représentant des agents*
- *i-constantes : constantes représentant des informations*
- *o-constantes : autres constantes*

Définition 2 (Variables)
Les variables sont divisées en :
- *ag-variables : variables représentant des agents*
- *i-variables : variables représentant des informations*
- *o-variables : autres variables*

Définition 3 (Prédicats)
Les prédicats sont divisés en :
- *D-prédicats : prédicats unaires O, P, F et T (signifiant respectivement Obligatoire, Permis, Interdit et Toléré).*
- *P-prédicats : prédicats pour n'importe quelle propriété sur les agents, les informations, ...*

Définition 4 (Fonctions)
Les fonctions sont définies de la façon suivante :
- *not(.) : fonction unaire pour représenter la négation.*
- *dire(.,.,.) : dire(x,y,i) représente l'évènement "l'agent x dit l'information i à l'agent y".*
- *i-fonctions : fonctions pour représenter les différentes caractéristiques des informations.*

Définition 5 (Termes)
Les termes sont définis de la façon suivante :
- *ag-terme : ag-constante ou ag-variable*
- *i-terme : les i-termes sont définis récursivement. Les i-constantes et les i-variables sont des i-termes et si* $i_1, ...i_n$ *sont des i-termes et* f *une i-fonction à n places alors* $f(i_1, ...i_n)$ *est également un i-terme.*
- *d-terme : les d-termes sont définis récursivement. Si* x *et* y *sont des ag-termes et* i *un i-terme, alors* $dire(x, y, i)$ *est un d-terme. De plus, si* d *est un d-terme alors* $not(d)$ *est également un d-terme.*

– *o-terme : o-constante ou o-variable*

Définition 6 (Formules de L)
Les formules de L sont définies récursivement de la façon suivante :
– *Soit d un d-terme. Alors $O(d)$, $P(d)$, $F(d)$ et $T(d)$ sont des D-littéraux et des formules de L.*
– *Si $t_1, ...t_n$ sont des termes autres que des d-termes, si R est un P-prédicat, alors $R(t_1, ...t_n)$ est un P-littéral et une formule de L.*
– *Soient F_1 et F_2 des formules de L et x une variable. Alors $\neg F_1$, $F_1 \wedge F_2, F_1 \vee F_2$, $\forall x\ F_1$ et $\exists x\ F_1$ sont des formules de L.*

Exemple 1
Dans toute la suite, on reprendra l'exemple d'une entreprise où le patron et les employés doivent échanger des informations sur le matériel utlisé. On considère le langage suivant : a, b, c, Patron, Employe sont des ag-constantes, i_1 et i_2 sont des i-constantes. RisqExp et VerifMat sont des i-constantes signifiant respectivement risque d'explosion et vérification du matériel. On utilisera les symboles x et y pour désigner des ag-variables et i pour désigner des i-variables. $Role(.,.)$ est un P-prédicat. $Role(x, Patron)$ signifie que l'agent x joue le rôle $Patron$. $Theme(.,.)$ est un P-prédicat. $Theme(i, RisqExp)$ signifie que l'information i a pour thème $RisqExp$. $Agent(.)$ est un P-prédicat. $Agent(b)$ signifie que b est un agent. $Recoit(.,.)$ est un P-prédicat. $Recoit(x, i)$ signifie que l'agent x reçoit l'information i. $O(dire(x, y, i))$ est un D-littéral signifiant que l'agent x est obligé de dire l'information i à l'agent y.

2.2 Politiques d'échange d'informations

Dans cette partie, on définit les règles pour une politique d'échange d'informations avec le langage défini ci-dessus.

Définition 7 (Règle)
Une règle est une formule de L qui, mise sous forme clausale, est une conjonction de clauses $l_1 \vee l_2 \vee ... \vee l_n$ telle que :
– *$\forall i \in \{1, ..., n\}$, l_i est un un P-littéral ou D-littéral.*
– *$\exists i \in \{1, ..., n\}$ tel que l_i est un D-littéral positif.*
– *si $\exists i \in \{1, ..., n\}$ tel que x est une variable dans l_i, alors $\exists j \in \{1, ..., n\}$ tel que l_j est un littéral négatif et contient la variable x.*

Définition 8 (Politique d'échange d'informations)
Une politique d'échange d'informations est un ensemble de règles.

Exemple 2
Considérons la règle (R_0) : lorsque le patron apprend une information sur la vérification du matériel, il a l'interdiction de la transmettre à ses employés. Cette règle peut être exprimée par la formule suivante :

$$(R_0) \quad \forall(x, y, i) \quad Role(x, Patron) \wedge Role(y, Employe)$$
$$\wedge Recoit(x, i) \wedge Theme(i, VerifMat) \rightarrow F(dire(x, y, i))$$

2.3 Cohérence et complétude d'une politique

On considère l'ensemble $\mathcal{A}$ d'axiomes suivants :

– $(Ax1) \quad \forall x \quad P(x) \leftrightarrow \neg O(not(x))$.
– $(Ax2) \quad \forall x \quad F(x) \leftrightarrow O(not(x))$.
– $(Ax3) \quad \forall x \quad T(x) \leftrightarrow P(x) \wedge P(not(x))$
– $(D) \quad \forall x \quad O(not(x)) \rightarrow \neg O(x)$.
– $(NO) \quad \forall x \quad O(not^{2n}(x)) \leftrightarrow O(x)$.
– $(NP) \quad \forall x \quad P(not^{2n}(x)) \leftrightarrow P(x)$.
– $(NF) \quad \forall x \quad F(not^{2n}(x)) \leftrightarrow F(x)$.

NOTATION : Soient A_1, A_2, etA_3 des formules de L. On écrira :
$A_1 \otimes A_2$ à la place de $(A_1 \vee A_2) \wedge \neg(A_1 \wedge A_2)$
et on écrira $A_1 \otimes A_2 \otimes A_3$ à la place de $(A_1 \vee A_2 \vee A_3) \wedge \neg(A_1 \wedge A_2) \wedge \neg(A_2 \wedge A_3)$ $\wedge \neg(A_1 \wedge A_3)$.
Cette notation représente le fait qu'une seule des A_i est vraie.

Théorème 1

$$\textit{Pour tout d-terme } d \textit{ on a : } \mathcal{A} \models O(d) \otimes T(d) \otimes F(d)$$

Définition 9 (Monde)
On appelle monde, noté W, un ensemble de P-littéraux. Lorsque cet ensemble est complet (c'est à dire lorsque pour tout P-littéral l, on a $l \in W$ ou $\neg l \in W$), on parle de monde complet.

On appelle Dom l'ensemble des contraintes qui sont supposées vraies dans toute instance du monde régi par la politique. Par exemple, Dom pourrait contenir la formule suivante $(D_1) \neg(Calme \wedge Crise)$ indiquant qu'il n'est pas possible d'être à la fois dans un contexte de crise et dans un contexte calme.

Définition 10 (Cohérence dans un monde)
Soit $\mathcal{P}$ une politique et W un monde complet dans lequel elle est appliquée. $\mathcal{P}$ est cohérente dans W (vis à vis de Dom) si et seulement si $W \wedge Dom \wedge \mathcal{P} \wedge \mathcal{A}$ est cohérent.

Exemple 3
Supposons $Dom = \emptyset$. Considérons le monde W_0 suivant [1] :

$$W_0 = \{Agent(a), Agent(b), Role(a, Patron), Role(b, Employe)$$

$$Theme(i_1, VerifMat), Theme(i_2, RisqExp), Recoit(a, i_2)\}.$$

Soit $\mathcal{P}_0$ la politique contenant la règle (R_0). $(W_0, Dom, \mathcal{P}_0, \mathcal{A})$ est cohérent. $\mathcal{P}_0$ est donc cohérente dans le monde W_0 vis à vis de Dom.

[1] Pour des soucis de lisibilité, on n'écrit dans le monde W que les littéraux positifs. Tous les littéraux qui ne sont pas écrits sont donc considérés comme négatifs

Définition 11 (Cohérence)
Une politique $\mathcal{P}$ est dite cohérente vis à vis de Dom si et seulement si il n'existe pas d'ensemble de formules f du langage L sans D-littéral tel que $f \wedge Dom$ cohérente et $\mathcal{P} \wedge \mathcal{A} \wedge f \wedge Dom$ incohérent.

Proposition 1
$\mathcal{P}$ est cohérente vis à vis de Dom si et seulement si pour tout monde W complet, $\mathcal{P}$ est cohérente dans W.

Intuitivement, pour un monde donné, une politique est complète si elle prescrit l'attitude que tout agent devrait avoir vis à vis d'une information qu'il reçoit et vis à vis d'un autre agent. Le fait d'envoyer l'information à l'autre agent peut être obligatoire, interdit ou toléré (permis de faire et permis de ne pas faire). La complétude d'une politique dans un monde donné peut être formalisée de la façon suivante :

Définition 12 (Complétude dans un monde)
Soit $\mathcal{P}$ une politique et W un monde complet dans lequel elle est appliquée. $\mathcal{P}$ est complète pour l'inférence classique ($\models$) dans W si et seulement si pour tout x, y, i,

$$W \models Recoit(x, i) \wedge Agent(y) \wedge \neg(x = y) \Rightarrow$$

$$(\mathcal{P}, \mathcal{A}, W \models O(dire(x, y, i)) \text{ ou } \mathcal{P}, \mathcal{A}, W \models F(dire(x, y, i)) \text{ ou } \mathcal{P}, \mathcal{A}, W \models T(dire(x, y, i)))$$

On peut généraliser cette définition et définir la complétude globale.

Définition 13 (Complétude globale)
Soit $\mathcal{P}$ une politique. $\mathcal{P}$ est complète globalement pour l'inférence classique ($\models$) si et seulement si pour tout monde complet W, $\mathcal{P}$ est complète dans W.

Exemple 4
On a $W_0 \models Recoit(a, i_2) \wedge Agent(b) \wedge \neg(a = b)$ mais $\mathcal{P}_0, W_0, \mathcal{A} \not\models O(dire(a, b, i_2))$ et $\mathcal{P}_0, W_0, \mathcal{A} \not\models T(dire(a, b, i_2))$ et $\mathcal{P}_0, W_0, \mathcal{A} \not\models F(dire(a, b, i_2))$. Ainsi, $\mathcal{P}_0$ est incomplète pour $\models$.

Le problème de la complétude pour une politique est important. En effet, si une politique est incomplète, cela signifie qu'il y a des cas où elle ne précise pas quelle attitude suivre. Sans attitude à suivre, "n'importe quelle" attitude pourrait être observée et pourrait avoir des conséquences assez importantes. Nous sommes face à deux approches :
– soit on analyse la politique a priori pour détecter tous les “trous” (c'est à dire tous les cas où un agent va recevoir une information sans que la politique ne lui dise s'il est obligatoire, toléré ou interdit de la transmettre à un autre agent) puis on les fait corriger un à un par les concepteurs de la politique.
– soit sans analyser la politique, on prévoit des règles par défaut qui seront appliquées, par les agents du système, lorsqu'ils se trouveront face à un “trou”.

La première solution paraît fastidieuse à appliquer. En effet, l'ensemble des cas pour lesquels il manque une règle peut être assez élevé et les corriger un à un peut être long. C'est donc la deuxième solution que nous mettons en oeuvre ici.

3 Règles de complétion

3.1 Définitions

Dans ce paragraphe, on présente une solution qui s'inspire de la CWA définie par Reiter (1998) pour compléter les bases de données du premier ordre.

Selon la CWA, si la base de données est incomplète pour un littéral l (c'est à dire que l ne peut pas être déduit de la base de données), alors on considère que sa négation ($\neg l$) peut être déduite. Cette règle est motivée par le fait qu'une base de données est utilisée pour modéliser le monde réél. Comme dans le monde réél, un fait est soit vrai soit faux ($l \otimes \neg l$ est une tautologie en logique du premier ordre), alors une base de données doit permettre de déduire un fait ou sa négation.

Ici, étant donné un littéral l (l étant de la forme $dire(x, y, i)$), ce n'est pas la valeur de vérité de l qui nous intéresse mais le fait que, étant donnée une politique, on peut déduire que l est obligatoire, interdit ou toléré. Ces trois cas sont les seuls car l'ensemble d'axiomes $\mathcal{A}$ implique $O(l) \otimes F(l) \otimes T(l)$. Ainsi, si la politique est incomplète pour un littéral l (c'est à dire qu'elle ne permet pas de déduire ni $O(l)$, ni $F(l)$, ni $T(l)$) alors, elle ne peut être complétée qu'en considérant que l'on peut déduire $O(l)$, $T(l)$ ou $F(l)$. Ceci nous amène aux trois règles de complétion qui sont définies ci-dessous.

Pour rester le plus général possible, on définit des règles de complétion paramétrisées de façon à ce que la complétion par $O(l)$, $T(l)$ ou $F(l)$ dépende de certaines conditions. Ces conditions, que l'on note E_i, représentent des propriétés sur les agents (les agents ayant un rôle spécifique par exemple), sur les informations (les informations traitant d'un thème particulier par exemple), etc.

Soit $\mathcal{P}$ une politique et W un monde complet réglementé par $\mathcal{P}$.

NOTATION : Pour plus de lisibilité, on écrira "$\mathcal{P}, W$ $incomplet\ pour$ (x, y, i)" à la place de : $W \models Recoit(x, i) \wedge Agent(y) \wedge \neg(x = y)$ et $\mathcal{P}, W, \mathcal{A} \not\models O(dire(x, y, i))$ et $\mathcal{P}, W, \mathcal{A} \not\models T(dire(x, y, i))$ et $\mathcal{P}, W, \mathcal{A} \not\models F(dire(x, y, i))$

Soient E_1, E_2 et E_3 des formules dépendant de *x* et/ou de *y* et/ou de *i*. On prend $X = (x, y, i)$. Les trois règles d'inférence sont les suivantes :

$$(R_{E_1}) \qquad \frac{P, W\ incomplet\ pour\ X, \quad W \models E_1(X)}{F(dire(X))}$$

$$(R_{E_2}) \qquad \frac{P, W\ incomplet\ pour\ X, \quad W \models E_2(X)}{T(dire(X))}$$

$$(R_{E_3}) \qquad \frac{P, W\ incomplet\ pour\ X, \quad W \models E_3(X)}{O(dire(X))}$$

La politique peut être complétée de façon à ce qu'il soit interdit (R_{E_1}), toléré (R_{E_2}) ou obligatoire (R_{E_3}) pour un agent de dire une information à un autre agent. On définit ici une **nouvelle inférence** $\models_*$. Les règles d'inférence de $\models_*$ sont les règles d'inférence classique ($\models$) auxquelles on ajoute les trois règles d'inférence R_{E_1}, R_{E_2} et R_{E_3}.

La prochaine étape est de vérifier que la politique est cohérente et complète pour cette nouvelle inférence. Pour cela, il faut étendre la définition de la complétude d'une politique pour cette inférence $\models_*$.

3.2 Propriétés

Définition 14 (Complétude dans un monde)
Soit $\mathcal{P}$ une politique et W un monde complet. $\mathcal{P}$ est complète pour l'inférence $\models_*$ dans W si et seulement si pour tout $x, y, i,$, on a

$$\mathcal{P}, W \text{ incomplet pour } (x, y, i) \Rightarrow$$

$$(\mathcal{P}, W, \mathcal{A} \models_* O(dire(x, y, i)) \text{ ou } \mathcal{P}, W, \mathcal{A} \models_* T(dire(x, y, i)) \text{ ou } \mathcal{P}, W, \mathcal{A} \models_* F(dire(x, y, i)))$$

On peut généraliser cette définition et définir la complétude globale pour $\models_*$ de la même façon que dans la définition 10.

Proposition 2
Soit $\mathcal{P}$ une politique et W un monde complet dans lequel $\mathcal{P}$ est appliquée. Si

$$\forall X = (x, y, i), \mathcal{P}, W \text{ incomplet pour } X \Rightarrow W \models E_1(X) \vee E_2(X) \vee E_3(X)$$

alors $\mathcal{P}$ est complète pour l'inférence $\models_*$ dans le monde W.

Exemple 5
$E_1(x, y, i) = Theme(i, VerifMat), E_2(x, y, i) = False, E_3(x, y, i) = Theme(i, RisqExp)$. On a $\mathcal{P}_0, W_0$ incomplet uniquement pour le triplet (a, b, i_2). On a bien $W_0 \models E_3(a, b, i_2)$ donc $W_0 \models (E_1(a, b, i_2) \vee E_2(a, b, i_2) \vee E_3(a, b, i_2))$. La politique est donc complète.

Il faut de même étendre la définition de la cohérence pour la nouvelle inférence.

Définition 15 (Cohérence pour l'inférence $\models_*$ dans un monde)
Soit W un monde complet et $\mathcal{P}$ une politique cohérente pour l'inférence $\models$ dans ce monde [2]. $\mathcal{P}$ est cohérente vis à vis de Dom dans W pour l'inférence $\models_*$ vis à vis de Dom si et seulement si $W, Dom, P, \mathcal{A}$ est cohérent pour l'inférence $\models_*$ (c'est à dire si $W, Dom, P, \mathcal{A} \not\models_* \perp$).

Proposition 3
Une politique $\mathcal{P}$ complète pour l'inférence $\models_*$ dans un monde complet W est cohérente pour l'inférence $\models_*$ dans W vis à vis de Dom si et seulement si

$$\forall X = (x, y, i) \quad \mathcal{P}, W \text{ incomplet pour } X \Rightarrow$$

$$W \models \neg(E_1(X) \wedge E_2(X)) \wedge \neg(E_1(X) \wedge E_3(X)) \wedge \neg(E_2(X) \wedge E_3(X))$$

Exemple 6
$\mathcal{P}_0, W_0$ est incomplet pour (a, i_2, b). Or, on a $W_0 \models \neg(E_1(a, b, i_2) \wedge E_3(a, b, i_2))$. Donc $W_0 \models \neg(E_1(a, b, i_2) \wedge E_3(a, b, i_2)) \wedge \neg(E_1(a, b, i_2) \wedge E_2(a, b, i_2)) \wedge \neg(E_2(a, b, i_2) \wedge E_3(a, b, i_2))$. La politique est donc cohérente pour $\models_*$ dans W_0.

Corollaire 1
Soit $\mathcal{P}$ une politique et W un monde réglementé par $\mathcal{P}$. $\mathcal{P}$ est cohérente pour $\models_*$ dans W vis à vis de Dom et complète pour $\models_*$ dans W si et seulement si

$$\forall X = (x, y, i) \mathcal{P}, W \text{ incomplet pour } X \Rightarrow W \models E_1(X) \otimes E_2(X) \otimes E_3(X)$$

[2] Il n'y a pas d'intérêt à prendre une politique qui est incohérente pour $\models$

3.3 Commentaires

Le corollaire qui vient d'être énoncé caractérise les conditions nécessaires et suffisantes pour que les trois règles de complétion $(R_{E_1}), (R_{E_2})$ et (R_{E_3}) complètent une politique de façon cohérente. Plus précisément, il exprime que si pour chaque cas où la politique ne prescrit rien (cas que l'on avait appelés "trous" plus haut) une et une seule des E_i est vraie, alors les trois règles complètent la politique de façon cohérente (puisqu'une et une seule des règles sera appliquée).

Cependant, cette condition nécessaire et suffisante, même si elle présente un intérêt d'un point de vue théorique, n'est pas très utile d'un point de vue pratique. En effet, pour vérifier qu'elle est satisfaite, il faut détecter tous les "trous" de la politique or c'est une opération que l'on souhaite éviter. Il faut donc essayer de trouver des conditions plus générales, qui seront suffisantes mais plus nécessaires pour garantir que les règles de complétion complètent la politique de façon cohérente.

La proposition suivante nous indique une telle condition :

Proposition 4
Soit $\mathcal{P}$ une politique et W un monde réglementé par $\mathcal{P}$. Si

$$\forall X = (x, y, i) W \models Recoit(x, i) \wedge Agent(y) \wedge \neg(x = y) \rightarrow E_1(X) \otimes E_2(X) \otimes E_3(X)$$

alors $\mathcal{P}$ est cohérente et complète pour $\models_*$ dans W

Une autre alternative serait de trouver une condition suffisante qui ne dépende pas d'un monde particulier mais qui soit valable pour l'ensemble des mondes. Le problème qui se pose alors est de déterminer quelles sont les éléments communs à l'ensemble des mondes. En effet, les E_i prennent en paramètre deux agents et une information, avoir des E_i valables pour tous les mondes signifierait que l'ensemble des agents et l'ensemble des informations soient communs à tous les mondes.

Une dernière alternative est alors de prendre des E_i qui ne dépendent ni des agents ni des informations.

Par exemple, nous pourrions poser que l'un des E_i soit Vrai et les deux autres soient Faux (ce qui représente une partition pour tous les mondes).

- Prenons par exemple $E_1 = True$, $E_2 = False$ et $E_3 = False$. Dans ce cas, selon les règles de complétion, tout ce qui n'est pas spécifié obligatoire ou toléré par la politique est interdit. On se trouve donc face à une attitude que l'on peut qualifier de *sévère*. Cette attitude pourrait être observée pour des réglementations qui régissent un système hautement sécurisé où chaque action doit être explicitement autorisée avant d'être effectuée.
- Un autre cas serait de prendre $E_1 = False$, $E_2 = True$ et $E_3 = False$. Ici, on se trouve dans la situation inverse à savoir que tout ce qui n'est pas interdit ou obligatoire par la politique est toléré. Cette attitude *tolérante* se retrouve par exemple dans des réglementations pour des lieux publics où tout ce qui n'est pas interdit est a priori autorisé.

Toujours dans cet ordre d'idée, on pourrait considérer par exemple le contexte général dans lequel la politique est appliquée. En prenant par exemple $E_1 = crise$, $E_2 = \neg crise$ et $E_3 = False$, on aura une attitude sévère dans un contexte de crise et une attitude tolérante sinon.

4 Discussion

Après avoir donné le cadre logique et montré comment formaliser une politique d'échange d'informations dans ce cadre, on a rappelé la définition de la cohérence et l'on a défini ce qu'était la complétude. Le problème était alors de raisonner avec des politiques incomplètes. Pour cela, une méthode a été proposée pour compléter une politique : utiliser une nouvelle inférence avec trois règles d'inférence qui peuvent être appliquées pour les éléments pour lesquels la politique est incomplète. Après avoir complété une politique, on peut vérifier que le résultat obtenu est toujours cohérent. Etant donnée une situation, dès qu'un agent reçoit une information, la question est de savoir si la politique permet d'inférer qu'il est obligatoire, interdit ou toléré de dire cette information à un autre agent. Si la réponse à cette question est négative, alors la nouvelle question est de savoir quelle condition E_i est vraie. Si E_1 (resp. E_2, E_3) est vrai, alors l'agent peut déduire qu'il est interdit (resp. toléré, obligatoire) de dire l'information. Les conditions sur les E_i permettent d'assurer que l'agent peut se trouver dans un et un seul de ces trois cas. Le problème est de généraliser ces conditions le plus possible de façon à ce qu'elles soient facilement vérifiables (et donc peu coûteuses) et que les règles de complétion puissent donc être mises en oeuvre. On peut noter que les règles de complétion ressemblent beaucoup aux défauts de Reiter (1980). Dans Roussel (2007), une reformulation des règles de complétion dans la théorie des défauts a été faite. Elle conduit à la définition de trois défauts normaux. L'équivalence des approches est également prouvée.

Le travail effectué ici peut être étendu dans différentes directions.

Tout d'abord, on pourrait ajouter la notion de temps à ce qui a été fait. Comme cela a été montré dans Demolombe *et al.* (2005), le problème du temps est très important lorsque l'on aborde la notion d'obligation. Dans notre cas, l'impact du temps serait considérable et plutôt difficile à gérer. En effet, il faudrait considérer différents temps (ou dates) : date à laquelle l'information est créée, date à laquelle cette dernière est reçue par un agent, date à laquelle l'obligation est créée, date à laquelle l'agent dit l'information à un autre agent, date jusqu'à laquelle l'obligation est valide, etc.

Ensuite, le prédicat "Recoit" mériterait qu'on lui accorde plus d'attention et qu'on étudie sa sémantique en relation avec la révision de la base de croyances de l'agent. En effet les obligations, interdictions et tolérances exprimées dans la politique ne devraient pas être déclenchées par l'arrivée d'une nouvelle information dans la base de croyances de l'agent, mais par le calcul des "nouvelles" croyances (c'est à dire celles qui appartiennent à la différence entre la base avant et après la révision des croyances).

Références

(2006). IEEE international conference on systems of systems engineering.

BIEBER P. & CUPPENS F. (1991). Expression of confidentiality policies with deontic logic. In *Proceedings of the First Workshop on Deontic Logic and Computer Science (DEON'91)*.

CHOLVY L. (1997). An application of SOL-deduction : checking regulation consistency. In *IJCAI'97 Poster Collection*.

CHOLVY L. (1999). Checking regulation consistency by using SOL-resolution. In *International Conference on Artificial Intelligence and Law*, p. 73–79.

CHOLVY L. & CUPPENS F. (1997). Analysing consistency of security policies. In *IEEE Symposium on Security and Privacy*.

CHOLVY L., GARION C. & SAUREL C. (2006). Information sharing policies for coalition systems. In *IST-062 Symposium on "Dynamic Communications Management" (RTO)*.

CHOLVY L., GARION C. & SAUREL C. (2007). Modélisation de réglementations pour le partage d'informations dans un SMA. In *Modèles Formels de l'Interaction*.

CUPPENS F. & DEMOLOMBE R. (1997). A modal logical framework for security policies. In *(Proceedings of ISMIS'97) Lectures Notes in Artificial Intelligence, 1325* : Springer.

DEMOLOMBE R., BRETIER P. & LOUIS V. (2005). Formalisation de l'obligation de faire avec délais. In *Proc. MFI'2005*.

REITER R. (1980). A logic for default reasoning. *Artificial Intelligence*, **13**(1,2).

REITER R. (1998). On closed world data bases. In J. N. H. GALLAIRE, J. MINKER, Ed., *Logic and Databases* : Plenum Publications, New-York.

ROUSSEL S. (2007). Complétude d'une politique de partage d'informations. *Rapport de stage Master Recherche*.

VRANES E. (2006). The definition of "norm conflict" in international law and legal theory. *The European Journal of International Law*, **17**(2), 395–418.