Anaphore associative : une tentative de formalisation via la DRT.

An attempt at formalizing the concept of associative anaphora by extending DRT.

Mychel Eytan

Édition électronique

URL : <http://journals.openedition.org/praxematique/3038>

DOI : 10.4000/praxematique.3038

ISSN : 2111-5044

Éditeur

Presses universitaires de la Méditerranée

Édition imprimée

Date de publication : 1 janvier 1995

Pagination : 149-164

ISSN : 0765-4944

Référence électronique

Mychel Eytan, « Anaphore associative : une tentative de formalisation via la DRT. », *Cahiers de praxématique* [En ligne], 24 | 1995, document 7, mis en ligne le 01 janvier 2015, consulté le 08 septembre 2020. URL : <http://journals.openedition.org/praxematique/3038> ; DOI : <https://doi.org/10.4000/praxematique.3038>

Michel EYTAN
LILoL, Dpt-Info, Strasbourg II
eytan@dpt-info.u-strasbg.fr

Anaphore associative : une tentative de formalisation via la DRT*

0. Introduction

Le présent article est une tentative de formalisation de la notion d'anaphore associative via la branche de la sémantique "logique" (ou modèle-théorique) connue sous le nom de Discourse Representation Theory (Théorie de la représentation du discours) de Kamp, ou DRT en abrégé. Ce n'est pas, loin de là, la seule possibilité de formalisation. Mais la notoriété et la grande diffusion de la DRT font que ce choix est, en un premier temps et à notre avis, le plus raisonnable. Aussi nous y tiendrons-nous pour le moment, quitte à revenir à un autre formalisme dans un travail ultérieur.

Ceci étant dit, nous sommes parfaitement conscient des lacunes et imperfections de ce texte, qui se veut avant tout exploratoire et fondateur (face à des affirmations de l'impossibilité de traiter l'anaphore associative par la DRT). Il y manque notamment (mais pas seulement) tout le processus d'analyse linguistique et logique détaillée permettant d'obtenir une structure de discours 'de connaissance commune' à partir d'un texte, à l'instar de ce que fait Kamp ([1981] et surtout [1993]). Nous supposons que cette analyse a été faite et nous nous conten-

* L'auteur tient à remercier G. Kleiber pour son aide et son encouragement dans la rédaction du présent travail, si imparfait soit-il. Bien entendu, les fautes sont imputables au seul auteur.

terons, notamment dans les exemples, d'en fournir une forme ramassée. Plus particulièrement encore, nous n'écrirons pas explicitement la nouvelle règle CR.CK qu'il faudrait introduire, avec – composante cardinale – la configuration déclenchante ("triggering").

Un autre problème consiste en ce que Kamp donne une grammaire de l'anglais (assez complète dans [1993]), alors que nous aurions besoin d'une grammaire du français. Afin de nous permettre de travailler tout en gardant une taille raisonnable à cet article, nous supposerons que ladite grammaire du français a été donnée quelque part (pas nécessairement sous la forme d'une grammaire GPSG selon Gazdar [1985], formalisme retenu par Kamp), – cf. par exemple Baschung [1991] – et que nous y puisons ce qui nous est nécessaire.

Autres limitations : alors que l'anaphore associative est soit de la forme "le N" soit de la forme "les N", nous nous en sommes tenu délibérément à la seule forme "le N", car les problèmes d'ordre technique deviennent redoutables (tout au moins si l'on veut suivre Kamp) dès que l'on dépasse le cadre de la Logique du 1^{er} ordre (éventuellement augmentée d'opérateurs, comme en logique modale). De même, on a fait délibérément l'impasse sur les questions du pluriel, sujet délicat et traité incomplètement par Kamp.

Disons enfin un mot rapide sur l'intuition à la base de cet article : il s'agit de la notion de 'connaissance commune' (la 'common knowledge' des anglophones) ou encore de la 'notoriété publique'. Nous postulons (en accord, semble-t-il avec une grande majorité de linguistes spécialistes de ce domaine) qu'à la base de l'anaphore associative on retrouve toujours cette notion fondamentale quelque part (cf ci-dessous pour plus de détails).

1. ANAPHORE ASSOCIATIVE ET CONNAISSANCE COMMUNE

Rappelons brièvement que la notion d'anaphore associative comporte quatre facteurs définitoires essentiels :

- (i) l'introduction d'un nouveau référent ;
- (ii) la mention préalable d'un référent différent ;
- (iii) le mécanisme inférentiel ascendant (backward inference) ;
- (iv) les marqueurs : c'est un SN défini ;

cf Kleiber [1988], [1991], [1994].

Nous prendrons comme exemples prototypiques d'anaphore associative les deux suivants :

- (1) Paul entra dans un village. L'église était située sur une hauteur.
- (2) Pierre inspecta la voiture. Les roues étaient pleines de boue.

Dans ces deux cas l'interprétation référentielle des SN : "l'église", "les roues", est de l'avis général, acquise par inférence. On peut se demander quelle est précisément l'inférence qui permet de faire cette déduction.

Chaque auteur a apporté sa propre solution à cette question. Pour notre part, nous partirons de l'hypothèse (acceptée par une grande majorité de spécialistes) qu'à chaque fois intervient un élément de 'connaissance commune' ou de 'notoriété publique' (ces termes seront interchangeables pour nous) que ce soit

un village a, de notoriété publique, une église pour (1) ou
une voiture a, de notoriété publique, des roues pour (2)

Par la suite nous aurons besoin d'une notation formelle pour cette notion de 'connaissance commune', ou plutôt de la notion 'c'est une connaissance commune que' ; nous la considérerons comme un opérateur et nous utiliserons la notation CK(F) pour exprimer 'c'est une connaissance commune que F' ou encore, de façon totalement équivalente, 'il est de notoriété publique que F'.

2. CONNAISSANCE COMMUNE ET DRT

Depuis les travaux sur les notions de connaissance et d'ignorance inspirés par Hintikka [1962] et développés depuis par les chercheurs en IA (Vardi, Faigin, Halpern, etc., cf Halpern & Moses [1984]), on sait que l'une des manières possibles d'aborder ces phénomènes est de se servir des notions de la Logique modale.

Nous allons donc introduire un opérateur de 'connaissance commune' ou encore (de façon totalement interchangeable), de 'notoriété

publique' – que nous allons noter CK – dans la DRT telle qu'elle a été définie originellement par Kamp [1981] et appeler la théorie résultante la CKDRT, définie à partir des DRS (structures de représentation des discours) munies d'un opérateur CK, que nous désignons désormais par le sigle CKDRS.

Pour cela nous reprenons (mutatis mutandis) la définition des DRS telle qu'elle apparaît dans Sedogbo & Eytan [1988], d'où la définition suivante :

Une CKDRS est constituée d'un couple $[U, CON]$, où U est un ensemble (éventuellement vide) de marqueurs de discours et où CON est un ensemble de conditions (dont la syntaxe et la sémantique sont données ci-dessous)

2.1. Syntaxe des CKDRS

Les symboles du langage de la CKDRT sont constitués des constantes logiques suivantes :

tt (vrai), ff (faux)
 $\neg$ (négation)
 (la conjonction est implicitement notée par la juxtaposition)
 $\vee$ (disjonction)
 $\rightarrow$ (implication)
 CK (connaissance commune)

Ces symboles logiques (sauf CK) ont leur signification habituelle. La constante CK est un opérateur unaire, de type modal (cf ci-dessous). Le langage comporte en outre les symboles suivants :

- (i) un ensemble dénombrable de symboles $C_1, C_2, \dots, C_n, \dots$ appelés *Conditions* ;
- (ii) un ensemble dénombrable de symboles dits *Marqueurs de discours* ;
- (iii) un ensemble dénombrable de symboles distincts de ceux du (ii) dits *Paramètres d'individus* ;
- (iv) un symbole $\approx$ dit *Identité* .

CKDRS pures

$K = [U, CON]$ est une *CKDRS pure* ssi

- (i) $U = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ où x_i est un marqueur de discours pour $i = 1, \dots, n$.
(ii) CON est un ensemble fini de conditions $C_1, C_2, \dots, C_n$ dont chacune est de l'une des formes suivantes :

- une condition atomique de la forme
 $P^n(x_1, x_2, \dots, x_n)$ ou $x_i \approx x_j$,
où $x_i \in U$ et P^n est un symbole relationnel n -aire ;
- une condition universelle de la forme
 $K_1 \rightarrow K_2$
avec K_1 et K_2 des CKDRS ;
- une condition négative de la forme
 $\neg K$
avec K une CKDRS ;
- une condition disjonctive
 $K_1 \vee K_2$
avec K_1 et K_2 des CKDRS ;
- une condition connaissance commune de la forme
 $CK(K)$
avec K une CKDRS ;
- une CKDRS K' .

Il s'avèrera par la suite que la syntaxe de la CKDRT ci-dessus est une variante du langage MLPC (modal lower predicate calculus), le Calcul des prédicats modal. A chaque CKDRS va correspondre une formule de MLPC et inversement.

Rappels sur la syntaxe de MLPC

La syntaxe de MLPC est identique à celle de LPC (lower predicate calculus), le Calcul des prédicats (restreint) classique, à cela près qu'il y a un opérateur propositionnel supplémentaire de 'nécessité', noté par la suite $[]$ qui vérifie certaines conditions ; souvent on introduit également un opérateur de 'possibilité' $\diamond$ défini par le fait que $\diamond F$ est une abréviation de $\neg[]\neg F$ pour toute formule F . Par la suite nous mettrons en bijection CK et $[]$ (et il n'y aurait aucun inconvénient à les identifier). En fait, on ne se contente pas d'une simple syntaxe ; on demande dès le départ que tous les systèmes de logique modale soient 'normaux' (ou encore une extension de la logique modale K), ie contiennent tous les

théorèmes de la logique des propositions (y compris ceux de la forme $\Box A \rightarrow \Box A$), ainsi que les schémas de distribution

$$\Box (A \rightarrow B) \rightarrow (\Box A \rightarrow \Box B)$$

pour toutes les formules A et B. On exige de plus que le *modus ponens* y soit une règle d'inférence valide. Par la suite on introduit un certain nombre de conditions possibles supplémentaires, conduisant chacune à une logique modale différente. Pour notre part nous nous bornons à celle où est vérifiée la condition

$$\Diamond A \rightarrow \Box \Diamond A$$

pour toute formule A. Une logique modale de ce type est appelée S5 ; c'est une extension de la logique modale S4, celle où est vérifiée la condition

$$\Box A \rightarrow \Box \Box A$$

pour toute formule A.

Motivation du choix de la logique modale S5

Rappelons que $\Box A$ signifiera pour nous "il est de notoriété publique que A". La formule caractérisant S5

$$\Diamond A \rightarrow \Box \Diamond A$$

est équivalente (en se rappelant que $\Diamond A$ est en fait $\neg \Box \neg A$) à

$$\neg \Box A \rightarrow \Box \neg \Box A ;$$

elle signifie donc "s'il est faux que de notoriété publique A, alors il est de notoriété publique qu'il est faux que de notoriété publique A" ou encore "si A n'est pas de notoriété publique, alors ce fait est de notoriété publique" – ce qui *n'est pas* de notoriété publique *l'est notoirement*. Ceci est à rapprocher de la formule caractérisant S4 (dont S5 est une extension)

$$\Box A \rightarrow \Box \Box A$$

"si A est de notoriété publique, alors il est de notoriété publique que A est de notoriété publique" ou encore "si A est de notoriété publique, alors ce fait est de notoriété publique" – ce qui est de notoriété publique l'est notoirement. Finalement, dans notre interprétation, que quelque chose soit de notoriété publique ou pas, elle l'est notoirement – *il n'y a pas de connaissance commune occulte*. Il nous semble que ceci ne fait qu'explicitier la notion intuitive de ce qu'est la connaissance commune.

Remarque

Le langage CKDRS défini ci-dessus est unisorte, en ce sens qu'il n'y a qu'un seul type de marqueur de discours, avec un opérateur 'connaissance commune', alors que le langage de la DRT d'origine ou ses extensions (p.ex. Kaspar et al [1987]) est un langage multisorte, avec des types de marqueurs de discours divers pour, notamment, *événement*, *temps*, *locatif*, *pluriel* etc. Ceci pourrait être facilement pris en compte, à condition d'explicitier les sortes dans chacune des règles ; nous éviterons de surcharger l'attention du lecteur avec de tels détails aisés à rétablir.

CKDRS avec paramètres

Bien qu'il soit possible de s'en passer (en n'utilisant que des variables, puisque les modèles peuvent être restreints aux seuls univers de Herbrand, cf Manna[1974] – ce sont les réalisations canoniques de Kreisel & Krivine [1971] ou encore Bell & Machover [1977]) – nous introduisons aussi les CKDRS avec paramètres, car elles font partie du langage de la CKDRT définie comme ci-dessus.

Une CKDRS $K = [U, \text{CON}]$ est une *CKDRS avec paramètres* ssi CON est défini comme dans le cas pur, sauf que les conditions *atomiques* peuvent contenir des *termes* (variables ou paramètres) au lieu des seules variables. On supposera désormais que toutes les CKDRS sont avec paramètres, car les pures sont un cas particulier de celles avec paramètres.

Exemples

(1) Paul entra dans un village. L'église était située sur une hauteur.

soit, en développant :

On aura remarqué que l'énoncé sous l'opérateur CK vérifie les quatre conditions de Kleiber citées au début du § 1. En fait, elles constituent la substance de la règle CR.CK que nous n'expliciterons pas, comme il a été indiqué plus haut, au § 0.

(2) Pierre inspecta la voiture. Les roues étaient pleines de boue.

x	y
Pierre(x)	
inspecter_la(x, y)	
voiture(y)	
CK(Toute voiture a	
des roues)	
les roues(z)	
plein_de_boue(z)	

soit en développant :

On remarquera que nous avons (délibérément) évité le problème du pluriel ainsi que celui du temps (tense). En effet, bien que la DRT soit en principe à même de traiter de ces deux problèmes, le 1er est trop complexe et (de l'avis du présent auteur) traité de façon pas tout à fait satisfaisante et le 2e demande la mise en œuvre d'une mécanique trop volumineuse (occupant une bonne partie du tome II de Kamp & Reyle [1993]).

Autre point : de la façon dont nous avons (outrageusement) simplifié, ces deux exemples n'en sont qu'un seul.

Enfin, donnons rapidement les formules de MLPC correspondantes, notées respectivement (1') et (2') :

- (1') $\exists x \exists y (\text{Paul}(x) \wedge \text{entrer_dans}(x, y) \wedge \text{village}(y) \wedge u \approx y \wedge w \approx v \wedge$
 $[(\forall u (\text{village}(u) \rightarrow \exists v (\text{église}(v) \wedge \text{a_une}(u, v)) \wedge \exists w (\text{l'église}(w) \wedge$
 $\text{sur_hauteur}(w)))$
- (2') $\exists x \exists y (\text{Pierre}(x) \wedge \text{inspecter_la}(x, y) \wedge \text{voiture}(y) \wedge u \approx y \wedge w \approx v \wedge$
 $[(\forall u (\text{voiture}(u) \rightarrow \exists v (\text{roues}(v) \wedge \text{a_des}(u, v)) \wedge \exists w (\text{les_roues}(w) \wedge$
 $\text{plein_de_boue}(w)))$

Remarque importante : de la façon dont nous avons formalisé les CDKRS (et leur équivalent dans le langage MLPC) il ne résulte pas que w et v désignent nécessairement la même église – mais qui dans la langue est marqué par l'emploi de l'article défini. En fait ce qui manque c'est la formalisation correcte de l'article défini à l'intérieur de la DRT – qui est laissée dans le vague par Kamp & Reyes, malgré les quelques pages qui y sont consacrées (§ 3.4 Definite Descriptions) dans le vol. I. Nous tenterons de réparer cette omission dans une version ultérieure du présent travail en utilisant l'opérateur *iota* de B. Russel.

2.2. Sémantique des CKDRS

La sémantique vériconditionnelle des CKDRS peut être définie dans les modèles de Kripke, comme pour toute formule de MLPC, en utilisant la traduction entre CKDRS et logique modale S5 (cf ci-dessous).

Rappels sur les modèles de Kripke

Les modèles de Kripke (cf Kripke [1963], [1965], Chellas [1980], Hughes & Cresswell [1968]) sont une formalisation des idées intuitives de Leibniz, pour qui une proposition nécessaire est une proposition vraie dans tout 'monde possible que l'on peut atteindre' ; il y a donc un ensemble de mondes (situations, états de fait, états d'esprit) possibles W et une relation binaire R d'accessibilité. Le choix de W dépend de l'application que l'on a en tête. Pour ce qui est de R , il est connu que postuler certaines propriétés pour R revient à fixer une logique modale particulière. On peut montrer que le choix de la logique S5 revient à

postuler que R soit réflexive, transitive et symétrique (ie une relation d'équivalence) et inversement.

Nous allons maintenant définir de manière formelle les notions sémantiques habituelles, en nous limitant, pour ne pas alourdir outre mesure l'exposé, au cas du Calcul des propositions. Bien que les choses ne soient pas, pour tous les cas de figure, triviales, nous ferons l'hypothèse que la quantification en logique modale n'introduit rien de particulier (nous refusons donc la "formule de Barcan") et laissons au lecteur le soin de rajouter ce qu'il faut (ou consulter les manuels) pour tenir compte de la quantification en logique modale.

Dans chaque monde, tout énoncé (formule close) est soit vrai soit faux. Se donner une valuation V revient donc à se donner une fonction qui associe à chaque lettre de proposition (ou proposition atomique) la valeur tt (vrai) ou ff (faux). C'est donc une application

$$V : W \times L \rightarrow \{ff, tt\}$$

Enfin une $S5$ -réalisation est un triplet (W, R, V) où W est un monde, R une relation d'équivalence et V une valuation au sens défini ci-dessus. Nous pouvons alors définir la notion de satisfaction dans une réalisation – on notera

$$(W, R, V) \models_w A$$

" A est réalisé dans le monde w de la réalisation (W, R, V) "

– de manière récursive, par :

1. $(W, R, V) \models_w tt$ pour tout w de W
"tt (le vrai) est réalisé dans tout monde"
2. $\text{non}((W, R, V) \models_w ff)$ pour tout w de W
"ff (le faux) n'est réalisé dans aucun monde"
3. $(W, R, V) \models_w A$ si $V(w, A) = tt$ quand A est une lettre de proposition
4. $(W, R, V) \models_w A \rightarrow B$ si $(W, R, V) \models_w B$ uniquement lorsque $(W, R, V) \models_w A$.

Arrivé à ce point, on voit à l'évidence que la logique modale $S5$ (ainsi que les autres, d'ailleurs) est une extension de la logique classique : dans chaque monde toutes les tautologies sont réalisées.

Reste à dire quand un énoncé de la forme $[\] A$ est réalisé :

5. $(W, R, V) \models_w \Box A$ si pour tout u tel que wRu on a $(W, R, V) \models_w A$.

En Calcul des propositions, une formule est valide (tautologique) si elle est vraie pour toute assignation de valeurs aux lettres de proposition qu'elle contient. En logique modale on utilise la relation d'accessibilité R pour interpréter $\Box$. Voici les définitions :

- un énoncé S est valide dans une réalisation (W, R, V) si S est vrai dans chaque monde de la réalisation, ie si $V(w, S) = tt$ pour tout w de W ;
- un énoncé S est valide dans un cadre ("frame") (W, R) si S est vrai dans chaque réalisation (W, R, V) ayant pour base le cadre (W, R) ;

Propriété : un énoncé S est valide dans tout cadre ssi S est valide dans toute réalisation (de base un cadre quelconque).

La logique $S5$ (comme les autres, d'ailleurs) est adéquate et complète pour tous les systèmes de preuves formelles répertoriés à ce jour.

Remarque : on pourrait définir *directement* la sémantique des CKDRS en imitant la définition de Kamp & Reyle [1993].

2.3. Relation entre la CKDRT et la MLPC

On va maintenant s'attacher à démontrer qu'il y a une traduction directe allant d'une CKDRS vers une formule de MLPC et inversement, au sens suivant : à toute CKDRS K correspond une formule F de MLPC et à toute formule F de MLPC correspond une CKDRS K . Ceci définira en fin de compte la sémantique du langage de la CKDRT.

2.3.1. Traduction des CKDRS vers des formules de MLPC

Etant donné une CKDRS $K = [U, CON]$ (où $U = \{x_1, \dots, x_n\}$) on lui associe une formule F , notée $Pr(K)$, définie comme suit :

$$F = \exists x_1 \dots \exists x_n \wedge Pr(C)$$

où $\wedge Pr(C)$ est la conjonction des traductions de toutes les conditions C_k de CON .

Voici dans le détail les traductions des différentes conditions :

(i) Etant donné une condition de la forme

$$P^n(x_1, x_2, \dots, x_n) \text{ sa traduction est } P^n(x_1, x_2, \dots, x_n).$$

(ii) La traduction d'une condition de la forme

$$x_i \approx x_j$$

est $x_i \approx x_j$.

(iii) Etant donné une condition de la forme

$$K_1 \rightarrow K_2$$

où $K1 = [U1, CON1]$ et $K2 = [U2, CON2]$, sa traduction est

$$\forall x1 \dots \forall xn (\wedge \text{Pr}(C1) \rightarrow \exists y1 \dots \exists yp \wedge \text{Pr}(C2))$$

où $\wedge \text{Pr}(C1)$ est la conjonction de toutes les traductions dans $C1$ et $\wedge \text{Pr}(C2)$ est la conjonction des traductions de toutes les conditions dans $C2$.

(iv) la traduction de

$\neg K$

est : $\neg \text{Pr}(K)$,

celle de

$CK(K)$

est : $[\] \text{Pr}(K)$;

enfin celle de

$K1 \vee K2$

est : $\text{Pr}(K1) \vee \text{Pr}(K2)$.

2.3.2. Traduction des formules de MLPC vers des CKDRS

Il faut montrer que réciproquement toute formule F de MLPC peut être traduite en une CKDRS K , notée $Dr(F)$. On définira concurremment la procédure de traduction et les règles de plongement :

Procédure de traduction :

on la démarre en créant une CKDRS $K' = [U', CON']$ où U' et CON' sont vides et où K est obtenue par les règles de plongement (i) à (iii) ci-dessous

Règles de traduction : on introduit $x1$ dans U et l'on plonge la traduction de P dans K

(i) pour $F = (\exists x1) P$, on crée une CKDRS $K = [U, CON]$ où l'on ajoute $x1$ à U et l'on plonge P dans K ;

(ii) pour $F = (\forall x1) P$ on démarre la traduction en créant une CKDRS $K = [U, CON]$ où $U = \{ \}$ et $CON = (K1 \rightarrow K2)$ avec $K1 = [\{x\}, tt]$ et l'on plonge P dans $K2$ – tt étant le vrai (ie vrai pour toute interprétation) ;

(iii) pour $F = P$ (P n'étant pas de la forme (i) ou (ii)) on démarre la traduction en créant une CKDRS $K = [U, CON]$ où $U = \{ \}$ et l'on plonge P dans CON .

On plonge une formule P dans une CKDRS $K' = [U', CON']$ comme suit :

- si P est un symbole de relation n -aire, on plonge P dans CON'
- si $P = \neg F$ on traduit F en une CKDRS K et l'on rajoute la condition $\neg K$ dans K'
- si $P = P1 \wedge P2$ alors on plonge successivement $P1$ et $P2$ dans K'
- si $P = P1 \vee P2$ on traduit $P1$ en une CKDRS $K1$, $P2$ en une CKDRS $K2$ et l'on rajoute la condition $K1 \vee K2$ à CON'
- si $P = (P1 \rightarrow P2)$ on crée la condition complexe $K1 \rightarrow K2$ que l'on ajoute à CON' puis on plonge $P1$ dans $K1$ et $P2$ dans $K2$
- si $P = [] F$ on traduit F en une CKDRS K et l'on rajoute la condition $CK(K)$ dans K'
- si $P = (\exists x) F$ on rajoute x à U' et on plonge F dans K'
- si $P = (\forall x) F$ on crée une condition complexe $(K1 \rightarrow K2)$ que l'on rajoute à CON' ; puis on rajoute $x1$ à l'univers de $K1$, la condition dans $K1$ étant tt ; enfin on plonge F dans $K2$

3. RAPPORTS AVEC LA LOGIQUE AUTO-ÉPISTÉMIQUE

La logique auto-épistémique de Moore [1988] est une tentative de rendre compte de la notion des croyances d'agents réfléchissant à leurs propres croyances. Elle permet de traiter des énoncés tels 'Si je ne crois pas P alors Q est vrai' et caractérise les croyances qu'un agent idéalement rationnel serait autorisé à entretenir sur la base de tels énoncés. Cette logique, proche de la logique des défauts, a été utilisée en IA pour rendre compte de certains aspects de la manipulation de bases de données.

Sans entrer dans les définitions techniques qui nous entraîneraient trop loin, signalons brièvement la propriété suivante :

Théorème : T est l'ensemble des formules valides dans une logique modale $S5$ complète (chaque monde est accessible à partir de n'importe quel autre) si et seulement si T est une théorie auto-épistémique stable.

Nous avons donc une interprétation des CKDRS en termes de logique auto-épistémique aussi. Les détails seront développés dans un travail ultérieur.