Trans/Form/Ação, São Paulo,
v. 14, p. 165-177, 1991.

RAZÃO E IRRACIONALIDADE NA REPRESENTAÇÃO DO CONHECIMENTO

Walter A. CARNIELLI*
Mamede LIMA MARQUES**

RESUMO: Como é possível que a partir da negação do racional (isto é, do colapso na representação do conhecimento, dado pela presença de informações contraditórias) se possa obter conhecimento adicional? Esse problema, além de seu interesse intrínseco, adquire uma relevância adicional quando o encontramos na representação do conhecimento em bases de dados e raciocínio automático, por exemplo. Nesse caso, diversas tentativas de tratamento têm sido propostas, como as lógicas não-monotônicas, as lógicas que tentam formalizar a idéia do raciocínio por falha (default). *Tais tentativas de solução, porém, são falhas e incompletas; proponho que uma solução possível seria formular uma lógica do irracional, que oferecesse um modelo para o raciocínio permitindo não só suportar contradições, como conseguir obter conhecimento, a partir de tais situações. A intuição subjacente à formulação de tal lógica são as lógicas paraconsistentes de da Costa, mas com uma teoria da dedução diferente e uma semântica completamente distinta (à qual me refiro como "semântica de traduções possíveis"). Tal proposta, como pretendo argumentar, fornece um enfoque para a questão que é ao mesmo tempo completamente satisfatório, aplicável do ponto de vista prático e aceitável do ponto de vista filosófico.*

UNITERMOS: Inconsistência e trivialidade; lógicas paraconsistentes; sistema meta; semântica das lógicas paraconsistentes; semântica das traduções possíveis.

1. INTRODUÇÃO

O surgimento das lógicas não-clássicas está de certa forma associado ao interesse em representar conhecimento de natureza diversa do conhecimento matemático usual. Exemplos são as lógicas trivalentes de Lukasiewicz (como contrapartida formal de uma antiga questão filosófica), as lógicas modais, e mais modernamente as lógicas não-monotônicas.

Se identificamos essa tendência à matematização com o que se pode chamar de racional em representação do conhecimento, somos levados a identificar o irracional, nesse contexto, precisamente como a falha dessa possibilidade, seja pela inexistência

* UNICAMP – IMECC e CLE – CP – 6065 – 13081 – Campinas – SP.
** Université Paul Sabatier – IRIT – Toulouse – França.

ou pela imprecisão da formalização. Por exemplo, suponhamos que um certo sistema representa conhecimento acerca de horários de vôos de aviões, e recebe de fontes distintas a informação que uma certa partida foi realizada em horários distintos. Tais informações contraditórias expressam irracionalidade do ponto de vista do sistema, mas um observador humano pode perfeitamente concluir que uma das fontes está errada, obtendo conhecimento adicional, a partir do que reputamos ser irracional.

A menos que se rotule tal conhecimento como sendo não racional, o que parece difícil, somos forçados a encarar um aparente paradoxo: *a falta de racionalidade como causa da própria racionalidade*. A saída para este aparente paradoxo é óbvia: racional e irracional não estariam, nesse caso, dentro do mesmo contexto; podemos pensar que a componente irracional ocorre no sistema, enquanto a conclusão racional ocorre pelo observador.

Contudo um grande problema permanece: como formalizar a lógica do observador nesse caso? Ele certamente concordaria que informações contraditórias expressam alguma forma de irracionalidade, e, no entanto, ele próprio é capaz de obter conhecimento, portanto alguma forma de racionalidade, a partir daí.

Esse problema, que podemos chamar de "problema de lógica do observador", além de seu interesse intrínseco, adquire relevância adicional quando formulado em relação à representação do conhecimento em bases de dados, raciocínio automático, e outras áreas de interesse da inteligência artificial. Nesse caso, diversas tentativas de solução têm sido propostas, como as lógicas não monotônicas, lógicas polivalentes e as lógicas de *default* (que tentam formalizar a noção de raciocínio por falha (cf. 4 e 11). Por outro lado, grande esforço de pesquisa tem sido dirigido à elaboração de sistemas que sejam capazes de representar conhecimento de maneira considerável, mas livres do problema da contradição (cf. (12), para uma excelente exposição das diversas teorias a respeito).

Todas estas tentativas de contornar as dificuldades levantadas pela presença da contradição carregam um pressuposto básico da fundamentação da lógica clássica (e da maioria das lógicas não-clássicas: contradição (ou inconsistência) e trivialidade são inseparáveis.

Para benefício do leitor não especialista, repetimos aqui o conhecido argumento a esse respeito, no caso simples da lógica proposicional clássica. Como se sabe, a implicação $A \rightarrow B$ é falsa se A é verdadeiro (v) e B é falso (f), o que acarreta as seguintes propriedades imediatas:

1. numa implicação válida, se A é v, então B é v.
2. se A é f, então qualquer B (v ou f), faz com que $A \rightarrow B$ seja válida.

Tradicionalmente, o inconsistente é identificado com o falso, e, portanto, se um certo sistema Γ tem como conseqüência uma fórmula falsa A, de acordo com (2) acima, qualquer fórmula B será conseqüência de Γ (via A); nesse caso, Γ é trivial. Reciprocamente, se Γ é trivial, toda fórmula é conseqüência de Γ, inclusive fórmulas falsas (isto é, inconsistentes).

Uma possibilidade de evitar o chamado "paradoxo da implicação material", e conseqüentemente de evitar o problema acima discutido, consiste em definir implicações diferentes, e tal programa de trabalho está ligado à lógica relevante (cf. (1)). Diversos outros sistemas e um posicionamento filosófico e sistemático a respeito podem ser encontrados em (10).

Uma outra possibilidade radicalmente diferente, proposta por Newton C.A. da Costa, em (7) e (8) e desenvolvida em diversos trabalhos posteriores por ele próprio e por diversos colaboradores (cf. (2)), consiste em distinguir formalmente os conceitos de inconsistência e trivialidade para sistemas formais, deixando intacta a lógica subjacente. A profundidade dessa idéia, acreditamos, ainda não foi plenamente compreendida; parece-nos que a falta de clareza e de conteúdo intuitivo da semântica das lógicas paraconsistentes é uma das maiores barreiras à sua utilização, por exemplo, na automatização do raciocínio e representação do conhecimento.

Mostraremos, a seguir, como é possível aplicar princípios das lógicas paraconsistentes aos domínios acima propondo novas interpretações semânticas e modificando convenientemente os métodos de provas (cf. (6) e (5)).

2. O PROBLEMA DO CONHECIMENTO CONTRADITÓRIO

Em decorrência da discussão acima, toda vez que temos algum conjunto Γ contendo fórmulas do tipo A, $A \rightarrow B$ e $A \rightarrow \neg B$, teremos, como é claro, que B é simultaneamente v e f. Um exemplo concreto, onde fórmulas desse tipo podem veicular conhecimento, é dado a seguir; suponhamos que temos as seguintes informações que devem ser traduzidas em linguagem formal:

1. todo ecologista é oposicionista;
2. nenhum membro do governo é oposicionista;
3. existem ecologistas no governo.

No exemplo acima, se escolhermos uma linguagem proposicional, somos obrigados a reescrever as informações da seguinte forma:

1. se alguém é ecologista, então é oposicionista;
2. se alguém é membro do governo, então não é oposicionista;
3. alguém é ecologista, e é membro do governo.

Denotando "alguém é ecologista" por E, "é oposicionista" por O e "é membro do governo" por G, as informações se traduzem por:

1. $E \rightarrow O$
2. $G \rightarrow \neg O$
3. $E \wedge G$

Um primeiro ponto que já se torna evidente, aqui, é a questão da escolha da linguagem formal: neste exemplo, escolhemos a linguagem proposicional, quando parece que a linguagem do cálculo de predicados seria mais apropriada.

Essa questão, contudo, é irrelevante à presente discussão, desde que o que interessa é analisar o problema da representação do conhecimento após a tradução ter sido praticada. Escolhemos propositadamente o enfoque proposicional, primeiro pela sua simplicidade e segundo, para ilustrar que mesmo neste caso temos problemas interessantes.

Em suma, a tradução afeta o conjunto de sentenças formais que se obtém, e, como argumentaremos, é por si mesma responsável por certos tipos de contradição em bases de conhecimento.

Diversos autores reconhecem que a inconsistência, qualquer que seja sua causa, é uma ameaça real à formalização do raciocínio; N. Belnap, por exemplo, (cf. 3) ao propor uma lógica quadrivalente que tenta representar raciocínio contraditório, reconhece que um pensador completo deveria ser capaz de algo mais que simplesmente reportar contradições, mas justifica seu enfoque baseado na inexistência, segundo ele, de uma estratégia mecanizável que possibilitasse revisão do sistema de crenças na presença de contradição.

Na realidade, todas as tentativas de solução para esse problema (das quais temos notícia), justamente por suportarem a premissa básica da identidade entre trivialidade lógica e inconsistência, são capazes somente de bloquear o processo de trivialização quando uma contradição é encontrada, e em seguida classificá-la (nas soluções baseadas em lógicas polivalentes), ou restringir o conjunto de hipóteses, de maneira a poder prosseguir com o mecanismo de inferência (formal ou automático, nas soluções não-monotônicas), ou ainda em estender o campo de aplicação dos sistemas formais, através de modalidades ou sofisticadas combinações de operadores modais.

Nossa proposta é diferente. Pretendemos apresentar aqui algumas idéias centrais a respeito de um sistema formal paraconsistente (como parte de um projeto de pesquisa do qual participa, também, L. Fariñas del Cerro, do IRIT – Toulouse, cf. 6, 5), aliado a uma nova semântica, que permite um tratamento da questão da representação do conhecimento, com as seguintes características:

1. a lógica subjacente continua a ser, sintaticamente, a lógica clássica (proposicional ou de primeira ordem);
2. situações de inconsistência podem ser toleradas e reportadas;
3. tal situação é tratada como um problema formal, cuja solução é fonte de conhecimento adicional.

Se um tal enfoque bem fundamentado à questão da representação do conhecimento for possível, como pretendemos justificar, teremos então obtido uma solução aceitável para o problema da lógica do observador, como apresentado acima.

Sem pretender defender uma fundamentação filosófica para o enfoque apresentado, mas apenas a título de ilustração, é interessante ressaltar uma posição similar defendida por Wittgenstein (cf. 13, p. 104) (tradução livre): "Podemos dizer: 'Contradições são inofensivas se podem ser isoladas?' Mas o que nos impede de isolá-las? O fato que nós não conhecemos uma saída no cálculo. Este é o problema, e isto é o que se quer dizer quando se afirma: a contradição indica que há alguma coisa errada em nosso cálculo. Ela é meramente o *sintoma* (local) de uma doença no corpo. O corpo, porém, só está doente se não sabemos qual é a saída". Uma defesa filosófica da lógica paraconsistente é apresentada em (9).

As hipóteses subjacentes que consideramos necessárias à possibilidade de formalização de um sistema desse tipo são as seguintes:

(H1) Contradições são fatos lingüísticos, cujas causas são irrelevantes à nossa análise.

(H2) Contradições, como configurações de objetos lingüísticos, somente são detectáveis se envolvem negação.

A primeira hipótese implica que as contradições devem ser tratadas da mesma forma, quer tenham sido causadas pela tradução de conhecimento (da linguagem natural ou de outro sistema), quer sejam expressão real de contradição de fato. Em outras palavras, a existência real de uma torre quadrada e redonda não é uma questão que nos interessa analisar, mas sim sua expressão num sistema formal. A segunda hipótese implica que, mesmo se o sistema formal expressa a existência da torre quadrada e redonda, tal informação só configura uma contradição se for também expressa a informação que quadrado *não* é redondo.

3. PRESSUPOSTOS SEMÂNTICOS E AS LÓGICAS TRIVALENTES DC E DL

Uma das maiores dificuldades em se propor uma teoria das contradições é que ficamos responsáveis por apresentar uma teoria *consistente* a respeito. Uma comparação interessante pode ser feita com as lógicas modais: as semânticas de mundos possíveis, e seu artifício conceitual mais importante, que são as relações de acessibilidade, constituem uma solução matemática extremamente elegante à questão de se obter uma semântica para as modalidades, a partir do ponto de vista da lógica clássica. Poderíamos descrever a situação pictoricamente como:

semântica clássica + acessibilidade = semântica modal

Propomos um tratamento semelhante à noção de contradição, através de uma nova proposta semântica que chamamos de *semântica de traduções possíveis* como:

semântica clássica + traduções = semântica para contradições

Além de omitir demonstrações, exporemos as idéias restritas ao caso proposicional, para evitar detalhes técnicos que não julgamos interessantes neste contexto. Os detalhes e demonstrações completas a respeito da semântica e do sistema META encontram-se em (5) e (6), respectivamente.

Os princípios básicos que governam a *semântica de traduções possíveis*, são definidos a seguir.

Para toda fórmula A na linguagem do cálculo proposicional clássico:

(S1) A é f se e somente se existe alguma prova (formal ou informal) de sua falsidade.

(S2) Em caso contrário, A é v, e nesse caso o valor verdade de $\neg A$ é f (se houver alguma prova de sua falsidade) ou é v (por *falha* ou *default*).

(S3) A e $\neg A$ não podem ser simultaneamente f. Portanto, se o valor verdade de A for f, o valor de $\neg A$ só poderá ser υ (e nesse caso não se constitui num valor por falha).

(S4) se $\neg A$ é υ, seu valor de verdade pode vir a ser f (em virtude de novas informações, por exemplo), mas o valor f é definitivo.

(S5) A e $\neg\neg A$ têm o mesmo valor de verdade.

Todas as cláusulas são claras, a partir do seguinte ponto de vista: dada uma condição qualquer (formal, informal ou mesmo aleatória, que podemos supor ser expressa por um conjunto Φ), então:

A é f see satisfaz a condição Φ, isto é, see $A \in \Phi$, e

A é υ caso contrário.

Em seguida analisando $\neg A$, temos que:

- se $A \in \Phi$, então $\neg A \notin \Phi$, e, portanto A é υ
- se $A \notin \Phi$, então ou $\neg A \notin \Phi$, e daí A é υ, ou $\neg A \in \Phi$, e A é f.

Esta análise dá origem a duas *negações trivalentes* $\neg$ DC e $\neg$ DL (que denotaremos, para simplificar, por Δ e ∇, respectivamente). Como veremos, estas negações se obtêm analisando *pares ordenados* de fórmulas $< A, \neg A >$. Definimos primeiramente uma valorização trivalente

$$\omega : FÓRMULAS \mapsto \{ V,F,I \}$$

tal que:

$$\omega(A) = \begin{matrix} V \\ F \\ I \end{matrix} \begin{cases} \text{se } A \text{ é } \upsilon \text{ e } \neg A \text{ é } f \\ \text{se } A \text{ é } f \text{ e } \neg A \text{ é } \upsilon \\ \text{se } A \text{ é } \upsilon \text{ e } \neg A \text{ é } \upsilon \end{cases}$$

Observe que o caso onde A e $\neg A$ são ambos f não ocorre, como conseqüência dos pressupostos semânticos.

Definindo-se de maneira menos informal, se $\mathcal{F}$ é uma função

$\mathcal{F}: \{\upsilon, f\} \times \{\upsilon, f\} \mapsto \{ V,F,I \}$ definida por

$$\mathcal{F}(x, y) = \begin{matrix} V \\ F \\ I \end{matrix} \begin{cases} \text{se } < x, y > = < \upsilon, f > \\ \text{se } < x, y > = < f, \upsilon > \\ \text{se } < x, y > = < \upsilon, \upsilon > \end{cases}$$

e $val : FÓRMULAS \mapsto \{\upsilon, f\}$ é uma valorização proposicional definida de acordo com os postulados semânticos (S1) - (S5) acima, então ω (A) é dado por:

$$\omega(A) = \mathcal{F}(< val(A), val(\neg A) >)$$

Daí, tendo-se em conta os postulados semânticos, obtemos:

$$\omega(\neg A) = \mathcal{F}(< val(\neg A), val(\neg\neg A) >)$$

que corresponde aos seguintes casos:

1. se $< val(A), val(\neg A) > = < \upsilon, f >$, então $< val(\neg A), val(\neg\neg A) > = < f, \upsilon >$ por S4 e S5
2. se $< val(A), val(\neg A) > = < f, \upsilon >$, então $< val(\neg A), val(\neg\neg A) > = < \upsilon, f >$ por S4 e S5
3. se $< val(A), val(\neg A) > = < \upsilon, \upsilon >$, então $< val(\neg A), val(\neg\neg A) >$ pode ser $< \upsilon, \upsilon >$ ou $< f, \upsilon >$, dependendo da possibilidade de novas informações tornarem possível que $val(\neg A)$ passe de υ para f.

Aplicando a definição da função ω, concluímos que há duas possibilidades de se estender $\omega(A)$ a $\omega(\neg A)$:

	V	F	I
Δ	F	V	I

	V	F	I
∇	F	V	F

Estas duas definições do conectivo de negação, em conjunto com os conectivos trivalentes para implicação ($\rightarrow$), conjunção ($\wedge$) e disjunção (v) definidos a seguir, determinam então duas lógicas trivalentes distintas: a lógica do *default contínuo* DC e a lógica do *default local* DL, cujas fórmulas são definidas de maneira usual e cujos conectivos são interpretados, respectivamente:

(a) em DC, por Δ, $\wedge$, v, $\rightarrow$

(b) em DL, por ∇, $\wedge$, v, $\rightarrow$

onde os conectivos trivalentes são definidos como:

$\wedge$	V	I	F
V	V	I	F
I	I	I	F
F	F	F	F

$\rightarrow$	V	I	F
V	V	I	F
I	I	I	F
F	V	I	V

$\vee$	V	I	F
V	V	I	V
I	I	I	I
F	V	I	F

4. O SISTEMA *META* E A SEMÂNTICA DAS TRADUÇÕES POSSÍVEIS

O sistema META, definido a seguir, é uma variação do cálculo paraconsistente C_1 de da Costa (*op. cit.*), mas com uma característica diferente: trata-se de um sistema analítico de provas, onde as demonstrações consistem em análises das sentenças propostas, através das chamadas ***regras tipo tableau*** ou ***regras analíticas***; em contrapartida, os sistemas axiomáticos usuais obtêm provas por síntese, formando sentenças que são teoremas, através das regras de derivação (a partir dos axiomas).

Do ponto de vista da demonstrabilidade os sistemas são equivalentes, mas como o que nos interessa são as provas em particular, e não a relação de demonstrabilidade em geral, o sistema analítico tem um papel fundamental, como veremos.

As ***regras de análise*** são as mesmas para os conectivos $\wedge$, $\vee$ e $\rightarrow$, e diferem apenas para a negação. Os símbolos $v(X)$ e $f(X)$, onde X é uma fórmula, significam intuitivamente "X é v" ou "X é f", respectivamente. É interessante observar que nesse contexto v e f ***são símbolos sintáticos***.

As regras são as seguintes:

$$\begin{array}{ccc} & v(A \vee B) & \\ & \diagup \quad \diagdown & \\ v(A) & & v(B) \end{array}$$

$$\begin{array}{c} f(A \vee B) \\ | \\ f(A) \\ | \\ f(B) \end{array}$$

$$\begin{array}{ccc} & v(A \rightarrow B) & \\ & \diagup \quad \diagdown & \\ f(A) & & v(B) \end{array}$$

$$\begin{array}{c} f(A \rightarrow B) \\ | \\ v(A) \\ | \\ f(B) \end{array}$$

$$\begin{array}{ccc} & f(A \wedge B) & \\ \swarrow & & \searrow \\ f(A) & & f(B) \end{array}$$

$$\begin{array}{c} v(A \wedge B) \\ | \\ v(A) \\ | \\ v(B) \end{array}$$

$$\begin{array}{c} f(\neg A) \\ | \\ v(A) \end{array}$$

$$\begin{array}{ccc} & v(\neg A) & \\ \swarrow & & \searrow \\ f(A) & & f(A^{\circ}) \end{array}$$

A última regra é a única que difere das regras clássicas, e carrega toda a significação da lógica paraconsistente pelo simples fato de ramificar a negação. Este fato simples (e no entanto longe de ser trivial) é um ponto muito importante de nossa discussão.

A fórmula A° é definida como $\neg(A \wedge (\neg A))$. Estas regras geram árvores binárias, chamadas *tableaux*, a partir das fórmulas (ou conjuntos de fórmulas) que se pretenda analisar. Um ramo do *tableau* é dito ser *aberto* se não contém fórmulas do tipo $f(A)$ e $v(A)$, e *fechado* caso contrário. Numa análise, os ramos fechados são finais (isto é, nenhuma regra se aplica a eles).

Uma *demonstração* (para a fórmula ou conjunto de fórmulas que está sendo analisado) é um caso particular, onde todos os ramos são fechados. Pode-se demonstrar que o sistema META é correto e completo em relação à semântica bivalente que satisfaz às condições (S1) - (S5) descritas na seção precedente (que no fundo constituem uma interpretação da "semântica de valorizações" proposta por da Costa para a lógica paraconsistente).

As fórmulas $v(A^{\circ})$ e $f(A)$ podem ser interpretadas, intuitivamente, como "*A* é uma informação definitiva ou confiável" e "*A* não é uma informação definitiva ou confiável", respectivamente. Um exame mais atento das referidas condições - (S5) mostra que não existem fórmulas que obtenham simultaneamente valores de verdade f e v, e que o único ponto onde esta semântica difere da usual é quando fórmulas do tipo A e $\neg A$ tomam valores v.

No caso clássico, obviamente, tais condições são equivalentes, mas não no presente caso. Uma das maiores dificuldades com essa semântica é a dificuldade em se propor uma interpretação intuitivamente aceitável (e que ao mesmo tempo seja operacionalizável) para a seguinte questão: *o que significa uma fórmula e sua negação tomarem o valor de verdade* v?

Um dos pontos de interesse de nosso trabalho, além de propor uma aplicação das lógicas desse tipo como fundamento de certos aspectos da inteligência artificial, é mostrar como a questão acima pode ser respondida através da idéia de *semântica de traduções possíveis*, utilizando no presente caso as lógicas trivalentes DC e DL introduzidas acima. Em primeiro lugar, pode-se mostrar que não é possível propor uma solução à questão acima simplesmente adotando-se como base alguma lógica polivalente finitária; mais rigorosamente, pode-se demonstrar (cf. 5) que:

O sistema META não pode ser caracterizado por nenhuma lógica polivalente finitária.

Uma *tradução* é uma função τ : META $\mapsto$ DC $\cup$ DL que traduz cada fórmula da linguagem de META (ou, equivalentemente, da linguagem da lógica proposicional clássica) em alguma das linguagens DC ou DL, tal que as seguintes condições se cumprem:

1. $\tau\ (p) = p$, para toda fórmula atômica p.
2. $\tau\ (\neg p) \in \{ \Delta\ (p), \nabla (p) \}$, para toda fórmula atômica p.
3. $\tau\ (A \otimes B) = \tau\ (A) \otimes \tau\ (B)$, onde $\otimes$ significa v, $\wedge$ ou $\rightarrow$
4. Se C é da forma $A \otimes B$, mas não da forma $A \wedge \neg A$ ou $\neg A \wedge A$, então

$$\tau\ (\neg(A \otimes B)) = \begin{cases} \nabla\ \tau\ (A \otimes B) \text{ se } \tau\ (\neg A) \text{ e } \tau\ (\neg B) = \nabla\ \tau\ (B) \\ \Delta\ \tau\ (A \otimes B) \text{ ou } \nabla\ \tau\ (A \otimes B) \text{ caso contrario.} \end{cases}$$

5. Se C é da forma $A \wedge \neg A$ ou $\neg A \wedge A$, então (no caso $\neg A \wedge A$, sendo o outro análogo):

$$\tau\ (\neg(\neg A \wedge A)) = \begin{cases} \nabla\ \tau\ (\neg A \wedge A) \text{ se } \tau\ (\neg A) = \nabla\ \tau\ (A) \\ \nabla\ \tau\ (\neg A \wedge A) \text{ ou } \Delta\ \tau\ (\neg A \wedge A) \text{ caso contrario.} \end{cases}$$

6. Se C é da forma $\neg \neg A$, então $\tau\ (\neg \neg A = \nabla \nabla\ \tau\ (A)$ ou $\Delta \Delta\ \tau\ (A)$

Se τ é uma tradução e v é uma valorização trivalente (baseada nas tabelas-verdade trivalentes definidas acima), então o *modelo de tradução* $< \tau, v >$ *modela uma fórmula* A, em símbolos, $< \tau, v > \models A$, see $v\ (\tau\ (A)) \in \{ T, I \}$. Pode-se demonstrar, então, que:

Teorema: *Para cada modelo de tradução* $< \tau, v >$, *existe uma valorização bivalente val (segundo (S1) - (S5)), tal que para toda fórmula A,* $< \tau, v > \models A$ *see* $val(A) = v$, *e vice-versa.*

O teorema anterior oferece uma resposta à questão levantada algumas páginas atrás, pois mostra que a semântica baseada nos princípios (S1) a (S5) é equivalente a uma semântica de traduções nas lógicas DC e LD, e portanto equivalente a uma semântica que permite formalizar a mudança de contexto ou de situações.

Em outras palavras, a negação paraconsistente em META permite atribuir valores *hipotéticos* de verdade υ a sentenças contraditórias na medida em que tal atribuição significa uma falha na possibilidade de argumentar em contrário, e que tal situação poderá ser revista.

A título de ilustração da aplicabilidade destas idéias no problema do conhecimento contraditório, voltamos à questão do exemplo proposto na Seção 1. Aplicando as regras de análise de META, nesse caso, obtemos:

$$\upsilon\,(E \wedge G)$$
$$\upsilon\,(E \rightarrow O)$$
$$\upsilon\,(G \rightarrow \neg O)$$
$$\upsilon\,(E)$$
$$\upsilon\,(G)$$
$$\upsilon\,(O)$$
$$f\,(E) \text{———} f\,(G) \text{———} \upsilon\,(\neg O)$$
$$f\,(O) \qquad f\,(O^{\circ})$$

É fácil ver que todos os ramos são fechados, com exceção do ramo que termina em $f\,(O^{\circ})$, que significa que a situação descrita por estas informações é impossível, a menos que se entenda o conceito de "oposicionista" *expresso nessa informação* como ainda não definitivo, ou sujeito à revisão.

5. COMENTÁRIOS FINAIS

As idéias expostas permitem uma primeira aproximação logicamente bem fundamentada, e no entanto simples, para o problema do conhecimento contraditório e da lógica do observador. Simultaneamente, oferecem a possibilidade de uma reinterpretação operacional intuitivamente aceitável para a lógica paraconsistente.

As mesmas idéias se estendem de maneira natural para os demais sistemas da hierarquia de da Costa. De uma perspectiva mais ampla, o novo conceito de semântica de traduções possíveis pode ser aplicado a diversas situações, permitindo pelo menos, em princípio, obter semânticas para outras lógicas ou reinterpretações para semânticas tradicionais. Sob essa perspectiva, se não de outras, há toda uma linha de pesquisa a ser explorada.

CARNIELLI, W. A., LIMA MARQUES, M. Reason and irrationality in the representation of knowledge. **Trans/Form/Ação,** São Paulo, v. 14, p. 165-177, 1991.

ABSTRACT: How is it possible that beginning from the negation of rational thoughts (i.e. from the failure in the representation of knowledge, taking place through the presence of contradictory informations) one comes to produce knowledge? This problem, besides its intrinsic interest, acquires a great relevance when the representation of a knowledge is settled, for example, on data and automatic reasoning. Many treatment ways have been tried, as in the case of the non-monotonic logics; logics that intend to formalize an idea of reasoning by default, etc. These attempts are incomplete and are subject to failure. A possible solution would be to formulate a logic of the irrational, which offers a model for reasoning permitting to support contradictions as well as to produce knowledge from such situations. An intuition underlying the foundation of such a logic consists of the da Costa's paraconsistent logics presenting however, a different deduction theory and a whole distinct semantics, called here "the semantics of possible translations". The present proposing, following our argumentation, intends to enlight all this question, by a whole satisfactory logical point of view, being practically applicable and philosophically acceptable.

KEYWORDS: Inconsistency and triviality; paraconsistent logics; meta systems; semantics of paraconsistent logics; semantics of possible translations.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

1. ANDERSON, A. R., BELNAP, JR. N. D. *Entailment:* the logic of relevance and necessity. Princeton: Princeton University Press, 1975.
2. ARRUDA, A. A survey of paraconsistent logic. In: ARRUDA, A., COSTA, N. C. A. da, CHUAQUI, R., ed. *Mathematical logic in Latin America.* Amsterdam: North Holland, 1980. p. 1-41.
3. BELNAP, N. D. A useful four-valued logic. In: DUNN, J. M., ed. *Modern uses of multiple-valued logic.* Boston: D. Reidel, 1977. p. 8-37.
4. BESNARD, P. *Introduction to default reasoning.* Berlin: Springer, 1989.
5. CARNIELLI, W. A. Many-valued logics and plausible reasoning. In: INTERNATIONAL SYMPOSIUM MULTIPLE-VALUED LOGIC, 1990, Charlotte. *Proceedings...* Charlote: IEEE, 1990.
6. CARNIELLI, W. A., LIMA MARQUES, M. *Reasoning under inconsistent knowledge.* Toulouse: Institute de Recherche en Infomatique. IRIT, France, 1990. (Technical Report IRIT/90-15R).
7. COSTA, N. C. A. da. Calculs propositionnels pour les systèmes formels inconsistants. *Comptes Rendus d'Academie des Sciences de Paris,* v. 257, p. 3790-3792, 1963.
8. COSTA, N. C. A. da. On the theory of inconsistent formal system. *Notre Dame journal of Formal Logic,* Notre Dame, v. 11, p. 497-510, 1974,
9. COSTA, N. C. A. da. The philosophical import of paraconsistent logic. *The Journal of Non-Classical Logic,* Campinas, v. 1, n. 1, p. 1-19, 1982.
10. EPSTEIN. R. L. The semantic foundation of logics: propositional logics. Dordrecht: Kluwer Academic, 1990.
11. REITER, R. A logic for default reasoning. *Artificial Intelligence,* Amsterdam, v. 13, 1980.

12. TURNER, R. *Truth and modality for knowledge representation.* London: Pitman, 1990.

13. WITTGENSTEIN, L. Remarks on the foundations of mathematics. Oxford: Basil Blackwell, 1956.