Revisão de Conceitos e Lógica de Descrição

Orientadora: Renata Wassermann
Aluno: Márcio Moretto Ribeiro

4 de Dezembro de 2005

1 Atividades Realizadas

Esse semestre continuamos com os estudos com lógicas de descrição e revisão de crenças, dessa vez já tentando juntar as duas coisas, as próximas seções são um resumo desses tópicos de estudo e no fim alguns resultados recentes sobre a intersecção desses [FPA04] seguido de alguns resultados nossos sobre esse assunto.

2 Introdução

A dinâmica dos estados epistêmicos ou teoria da revisão de crenças, como é mais conhecida, foi desenvolvida para descrever como um agente deve mudar suas crenças na presença de novas informações.

Lógicas de descrição, por sua vez, têm se destacado como um importante formalismo para representação de conhecimento por serem, na prática, eficientes para fazer inferências e ao mesmo tempo suficientemente expressivas para representar conhecimento de forma adequada para uma vasta gama de aplicações, sendo úteis principalmente para descrever conceitos e ontologias. Lógicas de descrição fornecem a base teórica das linguagens padrão para representar ontologias na web (*OWL* e *DAML-OIL*).

Quando se descreve um domínio é muito comum aparecerem inconsistências, por isso a necessidade de revisão. Nas próximas seções mostraremos as motivações para fazer esse estudo, um resumo dos tópicos estudados nesse ano e por fim alguns resultados interessantes que obtivemos.

3 Motivação

Com o avanço da tecnologia, um grande desafio passou a ser a capacidade de lidar com uma quantidade enorme de informações. Qualquer agente que possa ser chamado de "inteligente" necessita de um mecanismo para decidir o que fazer com novas informações recebidas. Nem sempre uma nova informação pode ser simplesmente adicionada a uma base de dados, sem que vários aspectos sejam verificados, por exemplo:

- se a fonte da informação é confiável;
- se a informação é consistente com dados anteriores;
- quais implicações podem ser derivadas da nova informação;
- quais dados devem ser atualizados em vista da nova informação;
- quais as conseqüências destas atualizações.

A sub-área da inteligência artificial que lida com a atualização de uma base de dados é conhecida como "Revisão de Crenças". O problema de Revisão de Crenças tem sido estudado extensivamente durante os últimos vinte anos [Har86, Gär88, Han97]. Dado um agente com um conjunto de crenças (dados, conhecimento), como ele deve modificar estas crenças ao receber uma nova informação? Essa é a formulação mais genérica do problema de Revisão de Crenças. Um agente para nós é qualquer tipo de sistema ao qual se pode atribuir crenças e do qual se espera reações racionais. Esse é um problema multidisciplinar, com aplicações em diversas áreas. Podemos citar alguns exemplos de revisão de crença do modo como o problema aparece em:

- Dia-a-dia: Eu acreditava que em Amsterdã sempre chovia. Um dia, ao acordar em Amsterdã, percebi que fazia sol. Eu acreditei que naquele dia não estava chovendo, contradizendo minha crença anterior. Eu tive de deixar de acreditar que sempre chovia lá.
- Banco de dados: Num banco de dados contendo informações sobre os clientes de uma livraria, há uma entrada para João da Silva com a sua data de nascimento, 20/2/67. A livraria recebe um novo pedido, vindo de João da Silva, mas onde como data de nascimento consta 20/2/76. Não é possível adicionar uma nova data de nascimento e a data de

nascimento de João não pode ter mudado com o tempo. O que fazer? Manter a data anterior? Substituí-la pela nova data? Ou esse pedido vem de um outro João da Silva que deve ser adicionado ao banco de dados?

- Robótica: Um robô possui um mapa da região por onde ele deve se mover. No mapa, não há nada a sua frente, então o robô deveria ser capaz de seguir em frente. Mas os seus sensores indicam a presença de um obstáculo. O robô deve duvidar de seus sensores e continuar tentando seguir em frente? Ou ele deve acreditar nos seus sensores e duvidar da exatidão do mapa?

- Diagnósticos: Eu acredito que ao colocar um artigo na posição correta em uma fotocopiadora, eu obtenho cópias do artigo. Eu coloco um artigo na posição correta, mas tudo o que eu obtenho são páginas em branco. Eu devo deixar de acreditar que aquela é a posição correta? Ou que a fotocopiadora está funcionando corretamente?

Modelos clássicos de revisão de crenças [Gär88] assumem o agente muito idealizado, por exemplo com memória e tempo de raciocínio ilimitados. Agentes reais, porém, claramente não possuem tais propriedades, logo, para se modelar revisão de crenças em agentes com recursos limitados, o modelo de alguma forma deve ser modificado [Was99]. Estudos com bases de crenças [Han97], por exemplo, tratam de conjuntos de crenças finitos, tornando a área de revisão de crenças bem mais interessante do ponto de vista computacional.

Na literatura tem sido amplamente defendido que o conhecimento deve ser representado *funcional* e não *estruturalmente* [Neb90], para tanto um sistema de inferência deve ser especificado por uma interface do tipo *"Tell & Ask"*, em que a função *Tell* adiciona conhecimento a base de conhecimentos e *Ask* faz consultas na mesma.

Em [Was03] foram propostas três formas de se fazer revisão de crenças em agentes menos idealizados: a primeira seria limitando a capacidade de acesso a memória, a segunda limitando o poder de inferência de um agente e por último tolerando inconsistências. Lógicas de descrição, por serem menos expressivas do que a lógica de primeira ordem, são muitas vezes decidíveis e, na prática, inclusive computacionalmente viáveis [LB87]. Uma outra forma de se tentar fazer revisão em agentes reais seria diminuindo a expressividade da lógica usada (usando por exemplo alguma lógica de descrição no lugar da lógica de primeira ordem).

Por outro lado seria interessante que a interface "Tell & Ask" dos sistemas de representação de conhecimento pudessem lidar com novas entradas inconsistentes ao seu conjunto de asserções atual ou pudessem remover (interface "Tell, Ask & Forget") conhecimento de tal conjunto de uma maneira funcional. Para tanto é necessário que tais sistemas possam realizar alguma forma de revisão de crenças.

Em [Was98] foi proposta uma forma de interpretar revisão de conceitos, porém esse trabalho só se preocupou com a semântica. Pretendemos agora fazer um estudo de revisão de conceitos do ponto de vista lógico, seguindo a linha de [WF99]. A idéia é descrever os conceitos usando lógicas de descrição e verificar se os resultados clássicos da literatura de revisão de crença continuam valendo.

4 Resumo dos Tópicos Estudados

4.1 Lógicas de Descrição

Em vários problemas de inteligência artificial é interessante em algum ponto poder armazenar conhecimento adquirido e extrair conhecimento explicita ou implicitamente armazenado. Para isso é necessário um formalismo que represente simbolicamente o conhecimento e seja capaz de raciocinar sobre esse conhecimento simbolicamente armazenado, ou seja inferir consequências implícitas à base de conhecimento.

As lógicas de descrição têm se tornado um importante formalismo para representação de conhecimento, principalmente para descrever conceitos e ontologias. Dentre as vantagens de se usar lógicas de descrição para representação de conhecimento está o fato delas possuírem uma semântica bem definida (são subconjuntos da lógica de primeira ordem) e serem decidíveis.

O preço pago pela decidibilidade, porém, é uma diminuição na expressividade de tais lógicas [LB87]. Ultimamente muitos trabalhos tem sido apresentados no sentido de achar as lógicas mais expressivas que ainda se mantém decidíveis (para mais detalhes consulte [BCM$^+$03]).

Seguiremos a convenção de usar palavras com letras maiúsculas (BIANCA, CAIO ...) para representar indivíduos, usaremos palavras começadas por maiúscula (Homem, Pai ...) para representar conceitos e palavras em minúsculas (temfilho ...) para papéis ("roles").

Uma base de conhecimento em lógica de descrição é tipicamente dividida em duas partes, um *TBox* que contém conhecimento dito "intencional", ou seja, define as propriedades dos conceitos e um *ABox* que contém conhecimento dito "extensional", ou conhecimentos específicos dos indivíduos.

Um *TBox* é constituído de axiomas como:

- Homem $\sqsubseteq$ Pessoa
- Pai $\equiv$ Homem $\sqcap \exists$ temfilho.Pessoa

Ou seja, todo homem é uma pessoa e um pai é um homem que tem (pelo menos) um filho que é pessoa.

A principal forma de inferência que se pode fazer em uma terminologia (*TBox*) é verificar se um determinado conceito é mais geral do que outro, ou seja se C $\sqsubseteq$ D. Tal forma de inferência é chamada de "concept subsumption". Todo sistema gerenciador de conhecimento em lógica de descrição deve ser capaz de fazer tal inferência.

Um *ABox* contém sentenças sobre indivíduos, que podem ser afirmações sobre conceitos como:

- Mulher(BIANCA)

ou sobre relações entre indivíduos ("roles") como:

- irmão(MÁRCIO, CAIO)

A principal inferência que um *ABox* deve ser capaz de realizar é chamada de *instanciação*, ou seja, verificar se determinado indivíduo é ou não instância de um conceito.

4.2 Revisão de Crenças

Revisão de crenças consiste no estudo dos *estados epistêmicos* e sua dinâmica, fornecendo uma representação para os *elementos epistêmicos* (crenças) e um *critério de racionalidade.* Nos focaremos primeiramente na representação baseada em *conjuntos de crenças* depois no modelo de *sistemas de esferas* no qual introduziremos a semântica que pretendemos usar no estudo de revisão de conceitos, para tal nos baseamos em [Gär88].

4.2.1 Conjuntos de Crenças

Supomos definida uma lógica **L** com a idéia de *consequência lógica* e *consistência* definidas.

Usaremos letras maiúsculas $A, B, C...$ para representar sentenças e e os símbolos $\top$ para tautologia e $\perp$ para contradição.

A *atitude epistêmica* relacionada com *conjuntos de crenças* atribui a cada sentença A umas das três possibilidades:

- A é *aceita*
- A é *rejeitada*
- A é *indeterminada*

Definição 1 *Critérios de racionalidade:*

- *O conjunto de sentenças aceitas é consistente*
- *As consequências lógicas de sentenças aceitas devem ser aceitas*

Ambas asserções são muito idealizadas, mas servem como bons pontos de partida.

Definição 2 *Um conjunto de sentenças K é chamado de conjunto de crenças sse:*

- *K for logicamente fechado*
- *K for consistente*

Definição 3 *Podemos escrever as atitudes epistêmicas usando a linguagem dos conjuntos de crença. Sejam K nosso conjunto de crenças e A uma sentença qualquer:*

- *A é aceita em K sse $A \in K$*
- *A é rejeitada em K sse $\neg A \in K$*
- *A é indeterminada em K sse $A \notin K$ e $\neg A \notin K$*

4.2.2 Expansão, Revisão e Contração

Voltamos agora nossa atenção para a *dinâmica dos estados epistêmicos*. Uma mudança em um *conjunto de crenças* pode ser de três tipos:

(expansão) A era indeterminada e A ou $\neg A$ passa a ser aceita

(contração) A era aceita e passa a ser indeterminada

(revisão) A era aceita e $\neg A$ passa a ser aceita

Nas próximas seções apresentamos uma justificativa para uma escolha de axiomas para *expansão, contração* e *revisão* baseados no critério de *mudança mínima* [Har86]:

> "Quando trocamos crenças devido a novas evidências, devemos manter o máximo das crenças antigas possível."

4.2.3 Expansão

A expansão modela a *mudança epistêmica* que representa aprender algo novo (que não contradiz nada em que acreditávamos anteriormente). É o caso em que A (ou $\neg A$) era indeterminado e passa a ser aceito.

Seja K nosso conjunto de crenças, ao adicionar uma sentença nova a ele devemos também adicionar todas as conseqüências dessa nova sentença junto com nossas crenças antigas, ou seja:

$$K + A = Cn(K \cup A) \tag{1}$$

4.2.4 Revisão

Devemos fazer uma revisão no nosso conjunto de crenças toda vez que passamos a acreditar em algo que contradiz com nosso estado presente de crenças, para isso temos que abandonar algumas de nossas crenças antigas (para manter a consistência), ou seja quando revisamos nosso conjunto nem todas as antigas informações são mantidas (a revisão é *não monotônica*).

Segundo o paradigma AGM uma revisão deve satisfazer:

(K^*1) $K * A$ é um conjunto de crenças

(K^*2) $A \in K * A$

(K^*3) $K * A \subseteq K + A$

(K^*4) Se $\neg A \notin K$, então $K + A \subseteq K * A$

(K^*5) Se $K * A = K_\perp$ sse $\vdash \neg A$

(K^*6) Se $\vdash A \leftrightarrow B$, então $K * A = K * B$

Esses axiomas são chamados de *axiomas básicos* da revisão. Os próximos postulados mostram a relação entre revisão e o conectivo $\wedge$:

(K^*7) $K * (A \wedge B) \subseteq (K * A) + B$

(K^*8) Se $\neg B \notin K * A$, então $(K * A) + B \subseteq K * (A \wedge B)$

4.2.5 Contração

Sempre que desejamos desistir de uma crença devemos fazer uma *contração*. Repare que se desejamos tirar uma sentença A de nosso conjunto de crenças não basta apenas tirar A, pois o conjunto remanescente pode implicar em A e simplesmente tirá-la implicaria que o novo conjunto não seria logicamente fechado.

Esses são os axiomas que, segundo o paradigma AGM, uma contração deve obedecer:

(K^-1) $K - A$ é um conjunto de crença

(K^-2) $K - A \subseteq K$

(K^-3) Se $A \notin K$, então $K - A = K$

(K^-4) Se $\nvdash A$, então $A \notin K - A$

(K^-5) Se $A \in K$, então $K \subseteq (K - A) + A$

(K^-6) Se $A \leftrightarrow B$, então $K - A = K - B$

Como na *revisão* esses foram os axiomas básicos e os próximos são os que dizem respeito a conjunção.

(K^-7) $(K - A) \cap (K - B) \subseteq K - (A \wedge B)$

(K^-8) Se $A \notin K - (A \wedge B)$, então $K - (A \wedge B) \subseteq K - A$

4.2.6 Teoremas de Levi e Harper

Mostramos agora dois teoremas que mostram a ligação entre *revisão* e *contração.*

Teorema 1 [**Levi**] *Se uma contração satisfaz (K^-1)-(K^-8) então a revisão definida como:* $K * A = (K - (\neg A)) + A$ *satisfaz (K^*1)-(K^*8).*

Teorema 2 [**Harper**] *Se uma contração satisfaz (K^*1)-(K^*8) então a revisão definida como:* $K - A = K \cap (K * \neg A)$ *satisfaz (K^-1)-(K^-8).*

Repare que só precisamos, então, definir uma das funções (contração ou revisão), pois a outra pode ser definida através de algum desses teoremas. O usual na literatura é usar a contração como primitiva.

4.2.7 Contração Partial Meet

Os postulados descritos tanto para *revisão* quanto para *contração* não caracterizam totalmente uma função, eles colocam restrições a possíveis construções. Vamos mostrar agora uma possível maneira de se construir uma *função de contração* que satisfaça os postulados propostos, primeiramente trataremos da *contração partial meet.*

Definição 4 *Seja K um conjunto de crenças, K' é chamado de subconjunto maximal que não implica A sse:*

- $K' \subseteq K$
- $A \notin K'$
- *Se* $K' \subset K'' \subseteq K$ *então* $K'' \vdash A$

Escolhendo alguns conjuntos de $K \bot A$ e fazendo a intersecção deles, temos o que chamamos de *partial meet.* Mais formalmente:

Definição 5 *Seja K um conjunto de sentenças uma função de seleção para K é uma função γ tal que para toda sentença A:*

- *Se* $K \bot A \neq \emptyset$ *então* $\gamma(K \bot A) \neq \emptyset$ *e* $\gamma(K \bot A) \subseteq K \bot A$

Definição 6 *Sejam K um conjunto de sentenças, A uma sentença e γ uma função seleção então chamamos o conjunto $\bigcap \gamma(K \perp A)$ de contração partial meet em K gerada a partir de γ.*

Teorema 3

Uma contração é partial meet se e somente se satisfizer (K^-1)-(K^-6).

Definimos agora uma escolha mais específica de conjuntos de $K \perp A$.

Definição 7 $S(K \perp A) = \{K' \in K \perp A : K'' \leqslant K' \textit{ para todo } K'' \in K \perp A\}$

onde $\leqslant$ é simplesmente uma relação definida para união de todos os conjuntos de $K \perp A$. Chamamos a contração definida por $\bigcap S(K \perp A)$ de *partial meet relacional*. E então podemos mostrar que:

Teorema 4 *Uma contração é partial meet relacional se e somente se satisfizer (K^-7).*

Por fim se exigirmos que $\leqslant$ seja uma relação transitiva e chamamos essa contração de *partial meet relacional transitiva*, então temos que:

Teorema 5 *Uma contração é partial meet relacional transitiva se e somente se satisfizer (K^-8).*

5 Revisando Conceitos

5.1 Resultados Anteriores

Esperávamos que fosse possível então aplicar essas idéias, apresentadas anteriormente, em lógicas de descrição, porém alguns resultados "ruins" nesse sentido foram mostrados em [FPA04]. Nesse trabalho é demonstrado que não existe contração satisfazendo os postulados AGM para toda lógica de descrição, além disso é apresentado um critério para decidir se em uma determinada lógica existe operador contração (seguindo [FPA04] se uma lógica possui contração que satisfaça os postulados AGM tal lógica será chamada de AGM compatível). Faremos um resumo das principais idéias desse artigo.

Chamaremos de lógica o par $< L, C >$ onde L é o conjunto de símbolos nessa lógica e C é o operador consequência lógica que supomos tarskiano.

Definição 8 *Um operador C é dito tarskiano se satisfaz as seguintes três propriedades para todo $A, B \subseteq L$:*

- $C(C(A)) = C(A)$ *(idempotencia)*
- $A \subseteq C(A)$ *(inclusão)*
- $A \subseteq B \Rightarrow C(A) \subseteq C(B)$ *(monotonicidade)*

Com essa definição lógica podemos definir os postulados AGM (de forma absolutamente análoga) de uma maneira mais geral, sem precisar supor que a lógica é proposicional.

Como já foi adiantado nem toda lógica possui operador contração que satisfaz esses postulados, ou seja nem toda lógica é *AGM-compatível.* Em [FPA04] foi mostrado que para uma lógica ser compatível ela precisa ser decomponível ou seja:

Definição 9 *Uma lógica $< L, C >$ é dita decomponível sse para todo $A \subseteq L$, para todo B tal que $C(\emptyset) \subset C(B) \subset C(A)$ existe D tal que $C(D) \subset C(A)$ e $C(B \cup D) = C(A)$.*

Com essa definição foi mostrado [FPA04] que:

Teorema 6 *Uma lógica é AGM-compatível sse ela for "decomponível".*

Em particular as lógicas por trás do *OWL-DL* ($SHOIN^+(D)$) e do *OWL-lite* ($SHIFF^+(D)$) não são decomponíveis e portanto não são *AGM-compatíveis.*

5.2 Resultados

Por outro lado conseguimos mostrar que uma pequena alteração nos postulados AGM tornam essas lógicas compatíveis.

O exemplo acima apresentado mostra que nem toda lógica (tarskiana) possui operador contração que satisfaça (K-1)-(K-6), porém na literatura encontram-se muitas críticas ao postulado (K-6) que é exatamente a causa dos problemas.

É certo que algum princípio de minimalidade deve ser adotado, mas existem outras propostas, mais fracas do que o postulado (K-6), em particular tomemos um principio chamado relevância:

Definição 10 *Um operador de contração satisfaz o critério da relevância se* $\beta \in K$ *e* $\beta \notin K - A$ *então existe* K' *tal que* $K - A \subseteq K' \subseteq K$ *e* $A \notin C(K')$*, mas* $A \in C(K' \cup \{\beta\})$

Com essa definição pudemos mostrar um resultado interessante:

Lema 1 *Todo lógica* $< L, C >$ *(tarskiana) possui operador contração satisfazendo (K-1)-(K-5) e relevância.*

P.: Tome o conjunto dos subconjuntos maximais de K que não implicam α ($K \perp \alpha$), note que para esse conjunto existir a lógica tem de ser monotônica. Pegue agora uma função (γ) que escolhe um elemento de $K \perp \alpha$ se $\alpha \notin C(\emptyset)$ e escolhe K caso contrário. Repare que $K - \alpha = \gamma(K \perp \alpha)$ satisfaz os 6 postulados.

(K-1) Seja $K' \in K \perp \alpha$, $K' \subset C(K')$ suponha, então, por absurdo que $C(K') \neq K'$ então $\exists \beta : \beta \notin K'$ e $\beta \in C(K')$.

Tome $K' \cup \{\beta\}$ então $\alpha \in C(K' \cup \{\beta\})$ ou $alpha \notin C(K' \cup \{\beta\})$.

Suponha $\alpha \in C(K' \cup \{\beta\})$, como $\beta \in C(K')$ e $K' \subset C(K')$ então $K' \cup \{\beta\} \subset C(K') \Rightarrow C(K' \cup \{\beta\}) \subset C(C(K')) \Rightarrow C(K' \cup \{\beta\}) \subset C(K')$, mas $K' \subset K' \cup \{\beta\} \Rightarrow C(K') \subset C(K' \cup \beta)$, logo $C(K') = C(K' \cup \{\beta\})$ e $a \in C(K')$ o que é uma contradição a definição de $K \perp \alpha$

Suponha $\alpha \notin C(K' \cup \{\beta\})$, $K' \subset K' \cup \{\beta\} \subset C(K' \cup \{\beta\})$, mas como $K' \subset K \Rightarrow C(K') \subset C(K) = K$, como $\beta \in C(K') \Rightarrow \beta \in K$ e então $K' \cup \{\beta\} \subset K$ e $C(K' \cup \{\beta\}) \subset C(K) = K$. Logo $K' \subset C(K' \cup \{\beta\}) \subset K$ e $\alpha \notin C(K' \cup \{\beta\})$ o que contradiz a definição de $K \perp \alpha$.

Concluindo todo $K' \in K \perp \alpha$ é logicamente fechado ($K' = C(K')$) e logo $\gamma(K \perp \alpha)$ também.

(K-2) Segue da definição de $\gamma(K \perp \alpha)$

(K-3) $\alpha \notin K$, $K' \in K \perp \alpha$ suponha por contradição que $K' \neq \{K\}$ então $K' \subset K \subset K$ e como $\alpha \notin K = C(K)$, K' não é maximal. Logo $K \perp \alpha = \{K\}$, nesse caso para qualquer função seleção γ temos $\gamma(K \perp \alpha) = K$.

(K-4) Também segue da definição de $\gamma(K\perp\alpha)$

(K-5) Se $C(\alpha) = C(\beta)$ então todo conjunto que implica α também implica β logo $K\perp\alpha = K\perp\beta$ e como γ é uma função, $\gamma(K\perp\alpha) = \gamma(K\perp\beta)$.

(K-6) Segue diretamente do fato de K' ser maximal.

■

Esse conjunto de postulados já foi estudado na literatura, porém não foi dada muita atenção a ele pois em [Han97] foi mostrado a seguinte propriedade:

Proposição 1 *Para lógica proposicional clássica se uma função de contração satisfaz (K-1)-(K-5) e mais o critério de relevância então essa função satisfaz os postulados AGM.*

Repare que assumimos que a lógica deve ser proposicional clássica. Para qualquer lógica esse resultado não pode ser provado.

Mostramos então que toda lógica possui um operador de contração, em particular as lógicas de descrição possuem tal operador. Resta agora estudar os efeitos de tais operadores em lógicas de descrição usadas na prática (por exemplo $SHOIN^{+}(D)$ e $SHIFF^{+}(D)$).

6 Conclusão

Como o conjunto de postulados: (K-1)-(K-5) mais o critério da relevância é equivalente ao conjunto postulados (K-1)-(K-6) para lógica proposicional clássica, portanto, aparentemente, não vale a pena estudar a fundo esse conjunto de postulados. O que procuramos mostrar é o contrário. Esses postulados coincidem com os postulados AMG para lógica proposicional clássica, mas são mais gerais no sentido de que existe operador contração satisfazendo-os em qualquer lógica (tarskiana), enquanto que para satisfazer os postulados AGM a lógica deve ser "decomponível" [FPA04]. Resta saber se eles são equivalentes em todas as lógicas em que existe operador de contração AGM, ou seja para toda lógica "decomponível" ou se isso é uma particularidade da lógica proposicional clássica.

7 Trabalhos Futuros

Esse resultado é bem interessante do ponto de vista teórico, mas não é tão interessante do ponto de vista prático (computacional), pois assumimos que nossos conjuntos são logicamente fechados. Um próximo trabalho poderia ser o estudo das lógicas de descrição em bases de crenças, pois essas têm um interesse maior do ponto de vista computacional. Nesse sentido imaginamos que seja possível utilizar as idéias dos trabalhos [SC03, KPSH05] que tratam do problema de explicar inconsistências e com isso apresenta um algoritmo para encontrar os menores conjuntos de axiomas que implicam a inconsistência, com esses conjuntos poderíamos fazer uma contração do tipo kernel.

Referências

[BCM+03] Franz Baader, Diego Calvanese, Deborah McGuinness, Daniele Nardi, and Peter Patel-Schneider, editors. *The Description Logic Handbook*. Cambridge University Press, 2003.

[FPA04] Giorgos Flouris, Dimitris Plexousakis, and Grigoris Antoniou. Generalizing the agm postulates: preliminary results and applications. In *NMR*, pages 171–179, 2004.

[Gär88] P. Gärdenfors. *Knowledge in flux: Modeling the dynamics*. MIT Press, Cambridge, 1988.

[Han97] Sven-Ove Hansson. *A Textbook of Belief Dynamics*. Kluwer Academic Publishers, 1997.

[Har86] Gilbert Harman. *Change In View: Principles of Reasoning*. Bradford Books. MIT Press, 1986.

[KPSH05] Aditya Kalyanpur, Bijan Parsia, Evren Sirin, and James Hendler. Debugging unsatisfiable classes in owl ontologies. In *Journal of Web Semantics - Special Issue of the Semantic Web Track of WWW2005*, 2005. Volume 3, Issue 4.

[LB87] Hector J. Levesque and Ronald J. Brachman. Expressiveness and tractability in knowledge representation and reasoning. *Computational Intelligence*, 3:78–93, 1987.

[Neb90] Bernhard Nebel. *Reasoning and revision in hybrid representation systems*. Springer-Verlag New York, Inc., New York, NY, USA, 1990.

[SC03] S. Schlobach and R. Cornet. Non-standard reasoning services for debugging of description logic terminologies. In *Proceedings of the 15th Belgium-Netherlands Conference on Artificial Intelligence*, 2003.

[Was98] Renata Wassermann. Revising concepts. In *Proceedings of the Fifth Workshop on Logic, Language, Information and Comunication*, São Paulo, SP, BR, 1998.

[Was99] Renata Wassermann. *Resource Bounded Belief Revision*. PhD thesis, Universiteit van Amsterdam, 1999.

[Was03] Renata Wassermann. Generalized change and the meaning of rationality postulates. In *Festschrift dedicated to Sven Ove Hansson on his 50th birthday*, December 2003.

[WF99] Renata Wassermann and Eduardo Fermé. A note on prototype revision. *Spinning Ideas*, 1999.