

Implementação de uma biblioteca da Lógica de Inconsistência Formal LFI1 em Coq

Helena Vargas Tannuri

Universidade do Estado de Santa Catarina
helenavargastannuri@gmail.com

Orientadora: Dra Karina Girardi Roggia

Coorientador: Miguel Alfredo Nunes

24/11/2024

Sumário

- 1 Introdução
- 2 Objetivos
- 3 Trabalhos Relacionados
- 4 Definições básicas
- 5 LFI1
- 6 Metateoremas
- 7 Conclusões
- 8 Referências

- Lógica não-clássica: quebra algum dos princípios da lógica clássica;
- Lógicas paraconsistentes: rompem com o princípio da explosão (contradição = trivialidade);
- Lógicas de inconsistência formal (**LFI**s): lógicas paraconsistentes que resgatam de maneira *controlada* o princípio da explosão (CARNIELLI; CONIGLIO, 2016).
 - Aplicações em diferentes campos do conhecimento (ciências naturais, linguística, computação);
 - **LFI1**: $\circ\alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow (\neg\alpha \rightarrow \beta))$ princípio da explosão *gentil* (CARNIELLI; MARCOS; AMO, 2000).

- Assistentes de provas: ferramentas de *softwares* utilizadas no desenvolvimento de provas formais (CHLIPALA, 2019);
- Coq: um assistente de provas amplamente utilizado, baseado no cálculo de construções indutivas (CIC) (SILVA, 2019);
 - Provas independem de um avaliador para garantir sua correção, facilitando o processo de verificá-las.

Implementar uma biblioteca de **LFI1** em Coq, assim como desenvolver os metateoremas da correção, da completude e da dedução dentro da biblioteca, análogo ao que foi desenvolvido em (SILVEIRA, 2020).

Objetivos Específicos

- 1 Estudar conceitos relevantes sobre lógicas paraconsistentes, em especial a **LFI1**;
- 2 Estudar e revisar as provas manuais para completude, correção e metateorema da dedução da **LFI1**;
- 3 Desenvolver uma biblioteca da **LFI1** em Coq, baseada na semântica e sintaxe previamente definidas;
- 4 Desenvolver e verificar formalmente as provas para completude, correção e metateorema da dedução em Coq.

- 1 Villadsen e Schlichtkrull (2017) implementam uma biblioteca de uma lógica paraconsistente com infinitos valores-verdade no assistente de provas Isabelle. Algumas metapropriedades são provadas dentro da biblioteca;
- 2 Amo e Pais (2007) especificam uma linguagem de consulta a banco de dados baseada na lógica de inconsistência formal **LFI1**, chamada P-Datalog;
- 3 Ávila, Abe e Prado (1997) descrevem uma linguagem de programação lógica chamada ParaLog_e, que propõe mesclar conceitos de programação lógica clássica com conceitos de inconsistência, utilizando como base a lógica evidencial.

Uma lógica $\mathcal{L} = \langle \mathcal{L}, \Vdash \rangle$ que respeita estas propriedades é dita Tarskiana:

- (i) Se $\alpha \in \Gamma$ então $\Gamma \Vdash \alpha$; (reflexividade)
- (ii) Se $\Delta \Vdash \alpha$ e $\Delta \subseteq \Gamma$ então $\Gamma \Vdash \alpha$; (monotonicidade)
- (iii) Se $\Delta \Vdash \alpha$ e $\Gamma \Vdash \delta$ para todo $\delta \in \Delta$ então $\Gamma \Vdash \alpha$. (corte)



Uma lógica Tarskiana é dita *padrão* caso ela respeite as seguintes condições:

- (i) Se $\Gamma \Vdash \alpha$, então $\sigma[\Gamma] \Vdash \sigma(\alpha)$, para toda substituição σ de variável por fórmula.
- (ii) Se $\Gamma \Vdash \alpha$, então existe conjunto finito $\Gamma_0 \subseteq \Gamma$ tal que $\Gamma_0 \Vdash \alpha$.

□

Uma lógica Tarskiana é dita *paraconsistente* se ela possuir uma negação \neg e existirem fórmulas quaisquer $\alpha, \beta \in \mathcal{L}$ tal que $\alpha, \neg\alpha \not\vdash \beta$. □

Uma lógica padrão será uma lógica de inconsistência formal (**LFI**) (em relação a $\bigcirc(p)$ e \neg , onde $\bigcirc(p)$ é um conjunto não-vazio de fórmulas dependentes somente da variável p) caso respeite as seguintes condições:

- (i) Existem $\alpha, \beta \in \mathcal{L}$, de modo que $\alpha, \neg\alpha \not\vdash \beta$;
- (ii) Existem $\alpha, \beta \in \mathcal{L}$, de modo que:
 - (ii.a) $\bigcirc(\alpha), \alpha \not\vdash \beta$;
 - (ii.b) $\bigcirc(\alpha), \neg\alpha \not\vdash \beta$;
- (iii) Para todo $\alpha, \beta \in \mathcal{L}$, tem-se $\bigcirc(\alpha), \alpha, \neg\alpha \vdash \beta$. □

Sendo $\mathcal{P} = \{p_i \mid \mathbb{N}\}$, a linguagem é dada pela construção indutiva do menor conjunto \mathcal{L}_Σ que respeita:

1. $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{L}_\Sigma$
2. Se $\varphi \in \mathcal{L}_\Sigma$, então $\Delta\varphi \in \mathcal{L}_\Sigma$, com $\Delta \in \{\neg, \circ\}$
3. Se $\varphi, \psi \in \mathcal{L}_\Sigma$, então $\varphi \otimes \psi \in \mathcal{L}_\Sigma$, com $\otimes \in \{\wedge, \vee, \rightarrow\}$ □

Cálculo de Hilbert $\vdash_{\mathbf{LFI1}}$, com 20 axiomas:

$$\alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \alpha) \quad (\mathbf{Ax1})$$

$$(\alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma)) \rightarrow ((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma)) \quad (\mathbf{Ax2})$$

$$\alpha \rightarrow (\beta \rightarrow (\alpha \wedge \beta)) \quad (\mathbf{Ax3})$$

$$(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \alpha \quad (\mathbf{Ax4})$$

$$(\alpha \wedge \beta) \rightarrow \beta \quad (\mathbf{Ax5})$$

$$\alpha \rightarrow (\alpha \vee \beta) \quad (\mathbf{Ax6})$$

$$\beta \rightarrow (\alpha \vee \beta) \quad (\mathbf{Ax7})$$

$$(\alpha \rightarrow \gamma) \rightarrow ((\beta \rightarrow \gamma) \rightarrow ((\alpha \vee \beta) \rightarrow \gamma)) \quad (\mathbf{Ax8})$$

$$(\alpha \rightarrow \beta) \vee \alpha \quad (\mathbf{Ax9})$$

$$\alpha \vee \neg \alpha \quad (\mathbf{Ax10})$$

$$\circ \alpha \rightarrow (\alpha \rightarrow (\neg \alpha \rightarrow \beta)) \quad (\mathbf{bc1})$$

$$\neg \neg \alpha \rightarrow \alpha \quad (\mathbf{cf})$$

$$\alpha \rightarrow \neg \neg \alpha \quad (\mathbf{ce})$$

$$\neg \circ \alpha \rightarrow (\alpha \wedge \neg \alpha) \quad (\mathbf{ci})$$

$$\neg(\alpha \vee \beta) \rightarrow (\neg \alpha \wedge \neg \beta) \quad (\mathbf{neg}\vee_1)$$

$$(\neg \alpha \wedge \neg \beta) \rightarrow \neg(\alpha \vee \beta) \quad (\mathbf{neg}\vee_2)$$

$$\neg(\alpha \wedge \beta) \rightarrow (\neg \alpha \vee \neg \beta) \quad (\mathbf{neg}\wedge_1)$$

$$(\neg \alpha \vee \neg \beta) \rightarrow \neg(\alpha \wedge \beta) \quad (\mathbf{neg}\wedge_2)$$

$$\neg(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \wedge \neg \beta) \quad (\mathbf{neg}\rightarrow_1)$$

$$(\alpha \wedge \neg \beta) \rightarrow \neg(\alpha \rightarrow \beta) \quad (\mathbf{neg}\rightarrow_2)$$

Regra de inferência *modus ponens*:

$$\frac{\alpha \quad \alpha \rightarrow \beta}{\beta} \text{MP}$$



A **LFI1** possui dois sistemas semânticos:

- Semântica matricial;
 - Trivalorada;
 - Algébrica.
- Semântica de valorações.
 - Bivalorada;
 - Não-determinística.

$\mathcal{M}_{\text{LFI1}} = \langle M, D, O \rangle$, com $M = \{1, 1/2, 0\}$ e $D = \{1, 1/2\}$.

\rightarrow	1	1/2	0
1	1	1/2	0
1/2	1	1/2	0
0	1	1	1

\wedge	1	1/2	0
1	1	1/2	0
1/2	1/2	1/2	0
0	0	0	0

\vee	1	1/2	0
1	1	1	1
1/2	1	1/2	1/2
0	1	1/2	0

	\neg
1	0
1/2	1/2
0	1

	\circ
1	1
1/2	0
0	1

$\Gamma \models_{\mathcal{M}_{\text{LFI1}}} \varphi$ sse, para toda valoração $h : \mathcal{L}_{\Sigma} \rightarrow M$ de $\mathcal{M}_{\text{LFI1}}$, se $h[\Gamma] \subseteq D$ então $h(\varphi) \in D$. □

Uma função $v : \mathcal{L}_\Sigma \rightarrow \{1, 0\}$ é uma valoração para a lógica **LFI1** caso ela satisfaça as seguintes cláusulas:

$$v(\alpha \wedge \beta) = 1 \iff v(\alpha) = 1 \text{ e } v(\beta) = 1 \quad (vAnd)$$

$$v(\alpha \vee \beta) = 1 \iff v(\alpha) = 1 \text{ ou } v(\beta) = 1 \quad (vOr)$$

$$v(\alpha \rightarrow \beta) = 1 \iff v(\alpha) = 0 \text{ ou } v(\beta) = 1 \quad (vImp)$$

$$v(\neg \alpha) = 0 \implies v(\alpha) = 1 \quad (vNeg)$$

$$v(\circ \alpha) = 1 \implies v(\alpha) = 0 \text{ ou } v(\neg \alpha) = 0 \quad (vCon)$$

$$v(\neg \circ \alpha) = 1 \implies v(\alpha) = 1 \text{ e } v(\neg \alpha) = 1 \quad (vCi)$$

$$v(\neg \neg \alpha) = 1 \iff v(\alpha) = 1 \quad (vDNE)$$

$$v(\neg(\alpha \wedge \beta)) = 1 \iff v(\neg \alpha) = 1 \text{ ou } v(\neg \beta) = 1 \quad (vDM_{\wedge})$$

$$v(\neg(\alpha \vee \beta)) = 1 \iff v(\neg \alpha) = 1 \text{ e } v(\neg \beta) = 1 \quad (vDM_{\vee})$$

$$v(\neg(\alpha \rightarrow \beta)) = 1 \iff v(\alpha) = 1 \text{ e } v(\neg \beta) = 1 \quad (vCip_{\rightarrow})$$

$\Gamma \models_{\mathbf{LFI1}} \varphi$ sse, para toda valoração v de **LFI1**, se $v[\Gamma] \subseteq \{1\}$ então $v(\varphi) = 1$. \square

Metateoremas são provas sobre propriedades de um determinado sistema lógico.

- Dedução;
- Correção;
- Completude;
- Equivalência entre sistemas semânticos.

Metateorema da dedução

$$\Gamma, \alpha \vdash_{\mathbf{LFI1}} \beta \iff \Gamma \vdash_{\mathbf{LFI1}} \alpha \rightarrow \beta.$$

Correção em relação a semântica matricial

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{LFI1}} \alpha \implies \Gamma \models_{\mathcal{M}_{\mathbf{LFI1}}} \alpha.$$

Correção em relação a semântica de bivalorações

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{LFI1}} \alpha \implies \Gamma \models_{\mathbf{LFI1}} \alpha.$$

Completude em relação a semântica matricial

$$\Gamma \models_{\mathcal{M}_{\mathbf{LFI1}}} \alpha \implies \Gamma \vdash_{\mathbf{LFI1}} \alpha.$$

Completude em relação a semântica de bivalorações

$$\Gamma \models_{\mathbf{LFI1}} \alpha \implies \Gamma \vdash_{\mathbf{LFI1}} \alpha.$$

Equivalência entre semânticas

$$\Gamma \models_{\mathcal{M}_{\mathbf{LFI1}}} \alpha \iff \Gamma \models_{\mathbf{LFI1}} \alpha.$$

Presente trabalho:


- Explana conceitos básicos para a caracterização das **LFI**s;
- Define a linguagem, sintaxe e semântica da **LFI1**;
- Revisa e desenvolve manualmente metateoremas para este sistema.


Proseguimento do TCC2:


- 1 Definir a linguagem da **LFI1** na biblioteca;
- 2 Implementar a sintaxe (cálculo de Hilbert) da **LFI1**;
- 3 Implementar os sistemas semânticos (matricial e bivaloração) da **LFI1**;
- 4 Desenvolver metateoremas da **LFI1** na biblioteca.


Item	2024/1	2024/2					
	Dez	Jan	Fev	Mar	Abr	Maio	Jun
1							
2							
3							
4							


Table: Cronograma Proposto para o TCC2


 AMO, S. d.; PAIS, M. S. A paraconsistent logic programming approach for querying inconsistent databases. *International Journal of Approximate Reasoning*, v. 46, n. 2, p. 366–386, 2007. ISSN 0888-613X. Special Track on Uncertain Reasoning of the 18th International Florida Artificial Intelligence Research Symposium (FLAIRS 2005). Disponível em: <<https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0888613X06001307>>.


 ÁVILA, B. C.; ABE, J. M.; PRADO, J. P. d. A. Paralog_e: a paraconsistent evidential logic programming language. In: *Proceedings 17th International Conference of the Chilean Computer Science Society*. [S.l.: s.n.], 1997. p. 2–8.

 CARNIELLI, W.; CONIGLIO, M. E. *Paraconsistent logic: Consistency, contradiction and negation*. [S.l.]: Springer International Publishing, 2016.

 CARNIELLI, W.; MARCOS, J.; AMO, S. D. Formal inconsistency and evolutionary databases. *Logic and logical philosophy*, p. 115–152, 2000.

 CHLIPALA, A. *Certified programming with dependent types: A pragmatic introduction to the coq proof assistant*. [S.l.]: The MIT Press, 2019.

 SILVA, R. C. G. *Uma certificação em Coq do algoritmo W monádico*. 2019. 78 p. Dissertação (Mestrado) — Universidade do Estado de Santa Catarina, Programa de Pós Graduação em Computação Aplicada, 2019.

 SILVEIRA, A. A. da. *Implementação de uma biblioteca de lógica modal em Coq*. Dissertação (Projeto de Diplomação) — Bacharelado em Ciência da Computação—Centro de Ciências Tecnológicas, UDESC, Joinville, 2020.



VILLADSEN, J.; SCHLICHTKRULL, A. Formalizing a paraconsistent logic in the Isabelle proof assistant. In: _____. *Transactions on Large-Scale Data- and Knowledge-Centered Systems XXXIV: Special Issue on Consistency and Inconsistency in Data-Centric Applications*. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2017. p. 92–122. ISBN 978-3-662-55947-5. Disponível em: <https://doi.org/10.1007/978-3-662-55947-5_5>.