

命题逻辑中一类正则标准矛盾体的构造与复合

臧琨, 何星星, 王成龙, 李莹芳, 李天瑞

引用本文

臧琨, 何星星, 王成龙, 李莹芳, 李天瑞. [命题逻辑中一类正则标准矛盾体的构造与复合](#) [J]. 计算机科学, 2024, 51(1): 295-300.

ZANG Hui, HE Xingxing, WANG Chenglong, LI Yingfang, LI Tianrui. [Construction and Compounding of a Class of Regular Standard Contradictions in Propositional Logic](#) [J]. Computer Science, 2024, 51(1): 295-300.

相似文献推荐 (请使用火狐或 IE 浏览器查看文章)

Similar articles recommended (Please use Firefox or IE to view the article)

[基于伪标签的无监督领域自适应行人重识别研究综述](#)

Review of Unsupervised Domain Adaptive Person Re-identification Based on Pseudo-labels
计算机科学, 2024, 51(1): 72-83. <https://doi.org/10.11896/jsjcx.230700101>

[基于时序知识图谱嵌入的短期地铁客流量预测](#)

Short-term Subway Passenger Flow Forecasting Based on Graphical Embedding of Temporal Knowledge
计算机科学, 2023, 50(7): 213-220. <https://doi.org/10.11896/jsjcx.220600120>

[命题逻辑中的L-型冗余性质](#)

L-type Redundancy Property in Propositional Logic
计算机科学, 2023, 50(6A): 220600013-5. <https://doi.org/10.11896/jsjcx.220600013>

[基于多特征嵌入的中文医学命名实体识别](#)

Chinese Medical Named Entity Recognition Based on Multi-feature Embedding
计算机科学, 2023, 50(6): 243-250. <https://doi.org/10.11896/jsjcx.220400115>

[基于情感知识的双通道图卷积网络的方面级情感分析](#)

Aspect-based Sentiment Analysis Based on Dual-channel Graph Convolutional Network with Sentiment Knowledge
计算机科学, 2023, 50(5): 230-237. <https://doi.org/10.11896/jsjcx.220300008>

命题逻辑中一类正则标准矛盾体的构造与复合

臧 琨¹ 何星星¹ 王成龙¹ 李莹芳² 李天瑞³

1 西南交通大学数学学院 成都 611756

2 西南财经大学计算机与人工智能学院 成都 611130

3 西南交通大学计算机与人工智能学院 成都 611756

(2290524463@qq.com)

摘 要 归结原理是自动推理中一种简洁、可靠且完备的推理规则,标准矛盾体分离演绎理论是二元归结的一个延拓。矛盾体的结构非常复杂,现有的矛盾体种类和生成策略较少。针对该问题,文中基于命题逻辑的标准矛盾体分离演绎理论,首先通过复合两个或多个正则标准矛盾体,得到了生成新矛盾体的多个复合策略;其次,提出了一类特殊标准矛盾体结构——复合正则标准矛盾体,丰富了矛盾体的结构特征;然后讨论了复合得到的新矛盾体不同子句的可扩充性,进而得到相应的文字添加策略;最后,提出了矛盾体的生成算法,为进一步在计算机上实现新矛盾体的生成提供了参考。

关键词: 命题逻辑;标准矛盾体;复合正则标准矛盾体;复合策略;文字添加策略

中图分类号 TP181

Construction and Compounding of a Class of Regular Standard Contradictions in Propositional Logic

ZANG Hui¹, HE Xingxing¹, WANG Chenglong¹, LI Yingfang² and LI Tianrui³

1 School of Mathematics, Southwest Jiaotong University, Chengdu 611756, China

2 School of Computer and Artificial Intelligence, Southwestern University of Finance and Economics, Chengdu 611130, China

3 School of Computer and Artificial Intelligence, Southwest Jiaotong University, Chengdu 611756, China

Abstract The resolution principle is a brief, reliable and complete inference rule in automated reasoning and the deductive theory of standard contradiction separation is an extension of binary resolution. Since the structure of the standard contradiction is very complex and there are few existing contradiction types and generation strategies, this paper first obtains multiple compound strategies for generating new contradictions by compounding two or more contradictions based on the standard contradiction separation deduction theory in propositional logic. Then a kind of special standard contradiction structure, i. e., composite regular standard contradiction, is put forward to enrich the structural features of contradictions. Furthermore, the expandability of the different clauses of the new contradictions obtained by compounding is discussed, which leads to corresponding literals adding strategies. Finally, algorithms for generating contradictions are proposed to provide a reference for further implementing the generation of new contradictions on computers.

Keywords Propositional logic, Standard contradiction, Composite regular standard contradiction, Composite strategy, Literals adding strategy

1 引言

自动推理是人工智能研究领域中的核心课题。1956年, Newell等设计了 Logic Theorist, 为自动定理证明^[1]的研究奠定了基础。1965年, Robinson^[2]在 Herbrand^[3]定理的基础上,提

出了归结原理,使得自动定理证明得以实现。迄今为止,这一领域已经取得丰富的研究成果,自动定理证明被广泛应用于软硬件领域^[4]、专家系统^[5]、问答系统^[6]、语义网、知识图谱等知识表示和知识推理领域^[7]、人工智能中的模型推理研究^[8]、数学定理证明^[9-10]等。

到稿日期:2023-05-31 返修日期:2023-09-25

基金项目:中央高校基本科研业务费专项资金(2682020ZT107);国家自然科学基金(62106206);教育部人文社科项目(19YJCZH048, 20XJCZH016);四川省科技计划(2023YFH0066)

This work was supported by the Fundamental Research Funds for the Central Universities of Ministry of Education of China(2682020ZT107), National Natural Science Foundation of China(62106206), Humanities and Social Sciences Project of Ministry of Education(19YJCZH048, 20XJCZH016) and Science and Technology Program of Sichuan Province(2023YFH0066).

通信作者:李莹芳(liyf@swufe.edu.cn)

归结原理是一种简单且逻辑完备的定理证明方法,因此众多专家学者提出了许多改进策略来提高自动推理的效率,例如单文字子句优先策略和支撑集策略^[11]、语义归结^[12]、线性归结^[13]、锁归结^[14]等,这些基于二元归结的改进都在一定程度上提高了归结的效率和实用性,但仍然有很多实际问题未得到有效解决。2018年,Xu等^[15]打破了二元归结的局限,提出了标准矛盾体分离演绎理论,证明了其可靠性和完备性。标准矛盾体作为矛盾体分离演绎理论的重要组成部分,它的结构对演绎的效率起着决定性作用。给定某一子句集,如果标准矛盾体具有更复杂的空间结构,那么在演绎时,删除的标准矛盾体就越大,就会产生更小的矛盾体分离式,从而提升演绎的效率。

然而,目前对于矛盾体结构的研究并不多,已发现的矛盾体结构相对简单,种类较少,因此寻找更多结构复杂的矛盾体及构造策略就变得尤为重要。Tang等^[16]研究了矛盾体的结构性质,总结出完全标准矛盾体和最小标准矛盾体这两种特殊矛盾体,并讨论了两者的转换关系,得到了几种增加文字的策略,但生成的矛盾体结构单一,类型较少。2022年,Li等^[17]提出复合两个或多个矛盾体的部分子句的不同策略,为矛盾体的构造提供了具体有效的方法。但由于标准矛盾体的空间结构非常复杂,现有的矛盾体种类仍然较少,其结构特征和添加文字的策略还需要进一步研究。

基于此,本文研究了一类正则标准矛盾体的构造与复合,得到其复合和添加文字的策略,并提出复合正则标准矛盾体的概念。首先讨论了复合两个或多个矛盾体的若干子句生成新矛盾体的充分条件,得到多个生成新矛盾体的复合策略。然后,分析了基于几种复合策略得到的矛盾体的子句可扩充性,得到不同的添加文字策略。最后,根据文中提出的理论,提出了正则矛盾体和复合正则矛盾体的生成算法。

1.1 预备知识

定义 1^[18] 在命题逻辑中,称原子公式或原子公式的否定是文字,有限个文字的析取是子句,由子句合取构成的集合为子句集。

定义 2^[18] 设 p 是一个原子,文字 p 和 $\sim p$ 称为一个互补对。

定义 3^[19] 设 $S = \{C_1, C_2, \dots, C_m\}$ 是子句集。如果对任意 $(p_1, p_2, \dots, p_m) \in \prod_{i=1}^m C_i$, $(p_1, p_2, \dots, p_m)$ 至少存在一个互补对,则称 $S = \bigwedge_{i=1}^m C_i$ 为标准矛盾体。

定义 4^[20] 设 $S = \{C_1, C_2, \dots, C_m\}$ 是命题逻辑中的子句集, $B_i \subseteq C_i (i=1, 2, \dots, m)$, $\bigwedge_{i=1}^m B_i$ 是标准矛盾体,若满足:

1) $B_i (1 \leq i < m)$ 只含有一个正文字 p_i ;

2) $B_i (1 \leq i < m)$ 中的正文字 p_i 在 B_{i+1} 中存在它的互补文字 $\sim p_i$, 并且在 $B_j (1 \leq j \leq i-1)$ 中不存在 $\sim p_i (1 < i < m)$ 。

则称 $\bigwedge_{i=1}^m B_i$ 是一个正则标准矛盾体。

定义 5^[20] 设 $S = \{C_1, C_2, \dots, C_m\}$ 是命题逻辑中的子句集, $B_i \subseteq C_i (i=1, 2, \dots, m)$, $\bigwedge_{i=1}^m B_i$ 是标准矛盾体,若满足:

1) $B_i (1 \leq i < m)$ 只含有一个正文字 p_i ;

2) $B_i (1 \leq i < m)$ 中的正文字 p_i 的互补文字 $\sim p_i$ 至少在 $B_{i+1}, B_{i+2}, \dots, B_m$ 中的一个子句中出现, 并且在 $B_j (1 \leq j \leq i-1)$ 中不存在 $\sim p_i (1 < i < m)$ 。

则称 $\bigwedge_{i=1}^m B_i$ 是一个扩展正则标准矛盾体。

定义 6 设 $S = \{C_1, C_2, \dots, C_m\}$ 是命题逻辑中的子句集, $B_i \subseteq C_i (i=1, 2, \dots, m)$, $\bigwedge_{i=1}^m B_i$ 是正则标准矛盾体, 若 $B_i (1 \leq i < m)$ 中的正文字 p_i 仅在 B_{i+1} 中存在它的互补文字 $\sim p_i$, 则称 $\bigwedge_{i=1}^m B_i$ 是一个最简正则标准矛盾体。

定义 7 令 $S_1 = \bigwedge_{i=1}^m B_i$ 和 $S_2 = \bigwedge_{j=1}^n C_j$ 是正则标准矛盾体, 若满足:

1) 当 $m < n$ 时, $\forall p_i \in B_i, p_i \in C_j$;

2) 当 $m \geq n$ 时, $\forall p_j \in C_j, p_j \in B_i$ 。

则称 S_1 和 S_2 是文字互相包含的正则标准矛盾体。

注 1: 本文研究标准矛盾体复合和添加文字时, 不考虑子句重复和包含的情况。

注 2: 若矛盾体中的一个子句含有两个相同的文字, 则只保留一个。

1.2 符号说明

1) $\bigwedge_{i=1}^{m_1} B_i^1, \bigwedge_{i=1}^{m_2} B_i^2, \dots, \bigwedge_{i=1}^{m_n} B_i^n$ 表示一组标准矛盾体, 其中 $\bigwedge_{i=1}^{m_n} B_i^n$

表示第 n 个标准矛盾体, m_n 表示第 n 个标准矛盾体中的子句个数, i 是指标。

2) $(\bigwedge_{i=1}^n B_i) \setminus B_i$ 表示从 $\bigwedge_{i=1}^n B_i$ 中删去子句 B_i , 其中 B_i 是 $\bigwedge_{i=1}^n B_i$ 中的任意子句。

2 矛盾体复合策略

命题 1 设 $M_1 = \{B_1, B_2, \dots, B_m\}$ 和 $M_2 = \{C_1, C_2, \dots, C_n\}$ 是文字互相包含的正则标准矛盾体, 若 M_1 是最简正则标准矛盾体, 则:

1) 当 $m > 3, n > 2$ 时, $M = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$ 是标准矛盾体;

2) 否则, $M' = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-1}, B_m \cup C_1, C_2, \dots, C_n\}$ 是标准矛盾体。

证明: 1) 由于 M_1 和 M_2 是正则标准矛盾体, 则任取 $P_{ik} \in B_i$ 和 $P_{jl} \in C_j$, 有 $(P_{1k}, P_{2k}, \dots, P_{ik}, \dots, P_{mk})$ 和 $(P_{1l}, P_{2l}, \dots, P_{jl}, \dots, P_{nl})$ 中含有互补对。下证: 从 M 中的每个子句中任取一个文字, 有文字集 $R_1 = (P_{1k}, P_{2k}, \dots, P_{m-2,k}, P_{1l}, P_{mk}, P_{3l}, \dots, P_{nl})$ 和 $R_2 = (P_{1k}, P_{2k}, \dots, P_{m-1,k}, P_{2l}, P_{3l}, \dots, P_{nl})$ 中存在互补对。

(1) 由题设条件可知, $P_{1k} = P_1, P_{mk} = \sim P_{m-1}$ 且 $B_i (2 \leq i \leq m-1)$ 中只含有 P_i 和 $\sim P_{i-1}$, 因此只能从 $B_2, B_3, \dots, B_{m-2}$ 中选择 $P_2, P_3, \dots, P_{m-2}$; 由正则标准矛盾体定义可知: $P_{1l} = P_1, C_j (3 \leq j \leq n-1)$ 中一定存在 P_j 和 $\sim P_{j-1}$, 可能存在 $\sim P_1, \dots, \sim P_{j-2}$, 即任取 $P_{jl} \in C_j (3 \leq j \leq n-1)$, 有 $P_{jl} \in \{P_j, \sim P_{j-1}, \sim P_{j-2}, \dots, \sim P_1\}$, 因此只能从 $C_3, \dots, C_{n-1}$ 中选择 $P_3, \dots, P_{n-1}$, 则 P_{mk} 和 $P_{m-1,l}$ 构成互补对, 因此 R_1 中一定存在互补对。

(2) 同理可知, 只能从 $B_2, \dots, B_{m-1}$ 中选择 $P_2, \dots, P_{m-1}$,

任取 $P_{jl} \in C_j (2 \leq j \leq n-1)$, $P_{jl} \in \{P_j, \sim P_{j-1}, \sim P_{j-2}, \dots, \sim P_1\}$, 若选择 $\sim P_{j-1}, \sim P_{j-2}, \dots, \sim P_1$ 则与前面选择的文字构成互补对, 因此 $P_{jl} = P_j (2 \leq j \leq n-1)$; 而 $P_{nl} \in \{\sim P_{n-1}, \sim P_{n-2}, \dots, \sim P_{m-1}, \dots, \sim P_1\}$, 因此 R_2 中一定存在互补对。

2) 由于 M_1 和 M_2 是正则标准矛盾体, 则任取 $P_{ik} \in B_i$ 和 $P_{jl} \in C_j$, 有 $(P_{1k}, P_{2k}, \dots, P_{mk}, P_{2l}, \dots, P_{nl})$ 和 $(P_{1k}, P_{2k}, \dots, P_{m-1,k}, P_{1l}, \dots, P_{nl})$ 一定存在互补对, 得证。

命题 2 设 $M_1 = \{B_1, B_2, \dots, B_m\}$ 是最简正则标准矛盾体, $M_2 = \{C_1, C_2, \dots, C_n\}$ 是扩展正则标准矛盾体, 且 M_1 和 M_2 文字互相包含, 则:

1) 当 $m > 3$, $n > 2$ 时, $M = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$ 是标准矛盾体;

2) 否则, $M' = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-1}, B_m \cup C_1, C_2, \dots, C_n\}$ 是标准矛盾体。

证明: 与命题 1 的证明类似。

定理 1 设 $S_1 = \bigwedge_{i=1}^m B_i$ 和 $S_2 = \bigwedge_{j=1}^n C_j$ 是文字互相包含的正则标准矛盾体或扩展正则标准矛盾体, 若 S_1 是最简正则标准矛盾体, 则当 $m > 3$, $n > m-r+1$ 且满足 $r-1 \geq m-r+1$ 时, $S = B_1 \wedge B_2 \wedge \dots \wedge (B_r \vee C_1) \wedge (B_{r+1} \vee C_2) \wedge \dots \wedge (B_m \vee C_{m-r+1}) \wedge C_{m-r+2} \wedge \dots \wedge C_n$ 是标准矛盾体。

证明: 类似地, 下证: 从 S 中的每个子句中任取一个文字, 得到的有序元组 R 存在互补对。

由定义知, $P_{1k} = P_1, P_{2k} = P_2, \dots, P_{r-1,k} = P_{r-1}, P_{m-r+2,l} \in \{P_{m-r+2}, \sim P_{m-r+1}, \dots, \sim P_1\}$, 而 $r-1 \geq m-r+1$, 因此 $P_{m-r+2,l} = P_{m-r+2}, P_{m-r+3,l} = P_{m-r+3}, \dots, P_{n-1,l} = P_{n-1}$, 此时有序元组 R 已选择 $P_1, P_2, \dots, P_{m-r+1}, \dots, P_{r-1}, \dots, P_{n-1}$, 又 $P_{nl} \in \{\sim P_{n-1}, \sim P_{n-2}, \dots, \sim P_{m-1}, \dots, \sim P_1\}$, 则 R 一定存在互补对。

定理 2 设 $S_1 = \bigwedge_{i=1}^m B_i$ 和 $S_2 = \bigwedge_{j=1}^n C_j$ 是文字互相包含的正则标准矛盾体或扩展正则标准矛盾体, 若 S_1 是最简正则标准矛盾体, 则当 $m > 3$, $n > 2$, $3 \leq r \leq n$ 时, $S = B_1 \wedge B_2 \wedge \dots \wedge (B_r \vee C_1) \wedge (B_{r+1} \vee C_2) \wedge \dots \wedge (B_{2r-2} \vee C_{r-1}) \wedge C_r \wedge \dots \wedge C_n$ 是标准矛盾体。

证明: 与定理 1 证明类似。

命题 3 设 $S_1 = \bigwedge_{i=1}^{m_1} B_i^1, S_2 = \bigwedge_{i=1}^{m_2} B_i^2, \dots, S_n = \bigwedge_{i=1}^{m_n} B_i^n$ 是标准矛盾体, 若 $S_j (1 \leq j \leq n-1)$ 是最简正则标准矛盾体且和 S_{j+1} 文字互相包含, S_n 是正则标准矛盾体或扩展正则标准矛盾体, 则 $(S_1 \setminus (B_{m-1}^1 \wedge B_m^1)) \wedge (S_2 \setminus (B_1^2 \wedge B_2^2 \wedge B_{m-1}^2 \wedge B_m^2)) \wedge \dots \wedge (S_{n-1} \setminus (B_1^{n-1} \wedge B_2^{n-1} \wedge B_{m-1}^{n-1} \wedge B_m^{n-1})) \wedge (S_n \setminus (B_1^n \wedge B_2^n)) \wedge (B_{m-1}^1 \vee B_1^2) \wedge (B_m^1 \vee B_2^2) \wedge (B_{m-1}^2 \vee B_1^3) \wedge (B_m^2 \vee B_2^3) \wedge \dots \wedge (B_{m-1}^{n-1} \vee B_1^n) \wedge (B_m^{n-1} \vee B_2^n)$ 是标准矛盾体。

证明: (数学归纳法) 当 $n=2$ 时, 即为命题 1 和命题 2 的情况, 结论显然成立。假设 $n=k-1$ 时结论成立, 验证当 $n=k$ 时结论是否成立。因为当 $n=k-1$ 时结论成立, 所以有 $SC_{k-1} = (S_1 \setminus (B_{m-1}^1 \wedge B_m^1)) \wedge (S_2 \setminus (B_1^2 \wedge B_2^2 \wedge B_{m-1}^2 \wedge B_m^2)) \wedge \dots \wedge (S_{k-2} \setminus (B_1^{k-2} \wedge B_2^{k-2} \wedge B_{m-1}^{k-2} \wedge B_m^{k-2})) \wedge (S_{k-1} \setminus (B_1^{k-1} \wedge B_2^{k-1})) \wedge (B_{m-1}^1 \vee B_1^2) \wedge (B_m^1 \vee B_2^2) \wedge (B_{m-1}^2 \vee B_1^3) \wedge (B_m^2 \vee B_2^3) \wedge \dots \wedge (B_{m-1}^{k-2} \vee B_1^{k-1}) \wedge (B_m^{k-2} \vee B_2^{k-1})$ 是标准矛盾体。

因为 $n=2$ 时, $(S_1 \setminus (B_{m-1}^1 \wedge B_m^1)) \wedge (S_2 \setminus (B_1^2 \wedge B_2^2)) \wedge (B_{m-1}^1 \vee B_1^2) \wedge (B_m^1 \vee B_2^2)$ 是标准矛盾体, 取 $B_{m-1}^{k-1} \vee B_1^k \in SC_{k-1}$ 与 $B_1^k \vee B_2^k \in S_k$ 作复合, 得到 SC_k 是标准矛盾体, 即 $n=k$ 时成立。

定理 3 设 $S_1 = \bigwedge_{i=1}^m B_i$ 和 $S_2 = \bigwedge_{j=1}^n C_j$ 是正则标准矛盾体或扩展正则标准矛盾体, 若存在 $P_k \in B_{m-1} \wedge C_2, \sim P_k \in B_m \wedge C_3$, 且若有 $P_l \in C_1$, 则可得到 $P_l \in B_i (1 \leq i \leq m-2)$, 那么 $(S_1 \setminus (B_{m-1} \wedge B_m)) \wedge (S_2 \setminus (C_1 \wedge C_2)) \wedge (B_{m-1} \vee C_1) \wedge C_2$ 是标准矛盾体。

证明: 显然有以下两种文字选择方法:

1) $(S_1 \setminus (B_{m-1} \wedge B_m)) \wedge (S_2 \setminus (C_1 \wedge C_2)) \wedge B_{m-1} \wedge C_2$, 因为 B_m 只含有一个文字 $\sim P_k$, 且 $\sim P_k \in B_m \wedge C_3, B_m \subseteq C_3$, 所以 $(S_1 \setminus (B_{m-1} \wedge B_m)) \wedge (S_2 \setminus (C_1 \wedge C_2)) \wedge B_{m-1} \wedge C_2 = (S_1 \setminus (B_{m-1} \wedge B_m)) \wedge (S_2 \setminus (C_1 \wedge C_2 \wedge C_3)) \wedge B_{m-1} \wedge C_2 \wedge C_3 = S_1 \wedge (S_2 \setminus (C_1 \wedge C_3))$, 显然证明其是标准矛盾体;

2) $(S_1 \setminus (B_{m-1} \wedge B_m)) \wedge (S_2 \setminus (C_1 \wedge C_2)) \wedge C_1 \wedge C_2 = (S_1 \setminus (B_{m-1} \wedge B_m)) \wedge S_2$, 显然证明其是标准矛盾体。

定理 4 $S_1 = \bigwedge_{i=1}^m B_i$ 和 $S_2 = \bigwedge_{j=1}^n C_j$ 是正则标准矛盾体或扩展正则标准矛盾体, 若存在 $P_k \in B_{m-1} \wedge C_2, \sim P_k \in B_m \wedge C_3$, 且 S_1 和 S_2 中其余子句所含文字互不相同, 那么 $(S_1 \setminus (B_{m-1} \wedge B_m)) \wedge (S_2 \setminus (C_1 \wedge C_2)) \wedge (B_{m-1} \vee C_1) \wedge C_2 \wedge (B_m \vee C_1)$ 是标准矛盾体。

证明: 类似定理 3 可证。

注: 基于定理 4 的复合策略得到的一类标准矛盾体具有特殊的结构, 将具有该结构的矛盾体定义为复合正则标准矛盾体。

定义 8 设 $S = \{C_1, C_2, \dots, C_m\}$ 是命题逻辑中的子句集, $B_i \subseteq C_i (i=1, 2, \dots, m)$, 若满足:

1) $p_{k1} \wedge p_{k2} \in B_r (3 \leq r \leq m-4)$, 且 $\exists j \in [r+1, m-2]$, 在 B_j 中存在 p_{k1} 或 p_{k2} 的互补文字;

2) B_{m-1} 中只含有文字 $\sim p_{k1}$ 和 p_{k2} , B_m 中只含有文字 p_{k1} 和 $\sim p_{k2}$;

3) $S_1 = B_1 \wedge B_2 \wedge \dots \wedge (B_r \setminus (p_{k1} \vee p_{k2}))$ 和 $S_2 = (B_{r+1} \setminus (\sim p_{k1} \vee \sim p_{k2})) \wedge (B_{r+2} \setminus (\sim p_{k1} \vee \sim p_{k2})) \wedge \dots \wedge (B_{m-2} \setminus (\sim p_{k1} \vee \sim p_{k2}))$ 是正则标准矛盾体或扩展正则标准矛盾体, 且 S_1 和 S_2 中不含相同的文字, p_{k1} 和 p_{k2} 均不在 S_1 和 S_2 中出现, 则称 $\bigwedge_{i=1}^m B_i$ 是一个复合正则标准矛盾体。

定理 5 设 $S_1 = \bigwedge_{i=1}^{m_1} B_i^1, S_2 = \bigwedge_{i=1}^{m_2} B_i^2, \dots, S_n = \bigwedge_{i=1}^{m_n} B_i^n$ 是正则标准矛盾体或扩展正则标准矛盾体, 若对 $\forall j \in [1, n]$, 都存在 $P_k \in B_{m-1}^j \wedge B_2^{j+1}, \sim P_k \in B_m^j \wedge B_3^{j+1}$, 且 S_j 中其余子句所含文字互不相同, 则 $(S_1 \setminus (B_{m-1}^1 \wedge B_m^1)) \wedge (S_2 \setminus (B_1^2 \wedge B_2^2 \wedge B_{m-1}^2 \wedge B_m^2)) \wedge \dots \wedge (S_{n-1} \setminus (B_1^{n-1} \wedge B_2^{n-1} \wedge B_{m-1}^{n-1} \wedge B_m^{n-1})) \wedge (S_n \setminus (B_1^n \wedge B_2^n)) \wedge (B_{m-1}^1 \vee B_1^2) \wedge (B_m^1 \vee B_2^2) \wedge (B_{m-1}^2 \vee B_1^3) \wedge (B_m^2 \vee B_2^3) \wedge \dots \wedge (B_{m-1}^{n-1} \vee B_1^n) \wedge (B_m^{n-1} \vee B_2^n)$ 是标准矛盾体。

证明: 类似命题 3 可证。

3 矛盾体文字添加策略

命题 4 设有基于命题 1—命题 8 复合后得到的标准

矛盾体 $M = \{D_1, D_2, \dots, D_m\}$, 若存在 $D_i (1 \leq i \leq m)$, D_i 中只有一个文字 P_i , 且 $D_j (j \neq i)$ 中不含 P_i , 则添加文字 $\sim P_i$ 至 D_j , 构成新的子句 $D_j' = D_j \cup \{\sim P_i\}$, 则 $M' = \{D_1, D_2, \dots, D_j', \dots, D_m\}$ 是标准矛盾体。

证明: 由于 M 是标准矛盾体, 则任取 $P_{ik} \in D_i$, 有 $(P_{1k}, P_{2k}, \dots, P_{ik}, \dots, P_{mk})$ 中含有互补对。对于 $\sim P_i \in D_j'$, 由于 D_i 中只有一个文字 P_i , 则一定构成互补对, 综上, M' 是标准矛盾体。

命题 5 设有基于命题 1 复合后得到的标准矛盾体 $M = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$, 若满足:

- 1) 当 $m \leq n$ 时, 任取 $j \in [m, n]$, 任取 $s \in [1, r-1]$, C_j 中不含 $\sim P_s$, 则添加文字 $P_r (2 \leq r \leq m-1)$ 至 B_1 ;
- 2) 当 $m > n$ 时, 任取 $s \in [1, r-1]$, C_n 中不含 $\sim P_s$, 则添加文字 $P_r (2 \leq r \leq n-1)$ 至 B_1 , 构成新的子句 $B_1' = B_1 \cup \{P_r\}$ 。则 $M' = \{B_1', B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$ 是标准矛盾体。

证明: 1) 由于 M 和 M_2 是标准矛盾体, 则只需证取 $P_r \in B_1'$, 并在 $B_i (2 \leq i \leq m)$ 和 $C_j (1 \leq j \leq n)$ 中交叉选择文字得到的有序元组均存在互补对。显然有 3 种选择方式, 得到有序元组 $R_1 = (P_r, P_{2k}, P_{3k}, \dots, P_{mk}, P_{3l}, \dots, P_{nl})$, $R_2 = (P_r, P_{2k}, P_{3k}, \dots, P_{m-2,k}, P_{1l}, P_{mk}, P_{3l}, \dots, P_{nl})$ 和 $R_3 = (P_r, P_{2k}, P_{3k}, \dots, P_{m-1,k}, P_{2l}, P_{3l}, \dots, P_{nl})$ 。下证 R_1, R_2 和 R_3 均存在互补对:

(1) 由 $2 \leq r \leq m-1$ 可得, $P_r \in \{P_2, P_3, \dots, P_{m-1}\}$, 因为 $P_{mk} = \sim P_{m-1}$, 则 $P_{m-1,k}$ 只能选 $\sim P_{m-2}$, 即 $P_{ik} = \sim P_{i-1} (2 \leq i \leq m)$, 与 P_r 一定构成互补对, R_1 存在互补对得证;

(2) 由命题 1 可知, $P_{1l} = P_1, P_{mk} = \sim P_{m-1}$, 进而得到 $P_{ik} = P_i (2 \leq i \leq m-2)$; P_{jl} 若选否定文字会和已选文字构成互补对, 因此 $P_{m-1,l} = P_{m-1}$ 与 P_{mk} 构成互补对, 则 R_2 存在互补对得证;

(3) $P_r \in \{P_2, P_3, \dots, P_{m-1}\}, P_{ik} \in \{P_i, \sim P_{i-1}\} (2 \leq i \leq m-1)$, 即 $P_{r+1,k} \in \{P_{r+1}, \sim P_r\}$, 所以 $P_{r+1,k} = P_{r+1}$, 进而从 $P_{r+1,k}$ 到 $P_{m-1,k}$ 中选择 P_{r+1} 到 P_{m-1} ; $P_{jl} \in \{P_j, \sim P_{j-1}, \dots, \sim P_1\} (2 \leq j \leq m-1)$, 由题设可知, 任取 $j \in [m, n]$, C_j 中不含 $\sim P_1, \dots, \sim P_{r-1}$, 因此得到 $P_{jl} \in \{P_j, \sim P_{j-1}, \dots, \sim P_r\} (m \leq j \leq n-1)$ 和 $P_{nl} \in \{\sim P_{n-1}, \sim P_{n-2}, \dots, \sim P_{r+1}, \sim P_r\}$ 。显然 $P_{ml} \in \{P_m, \sim P_{m-1}, \dots, \sim P_r\}$, 如果从 P_{ml} 中选择否定文字会和已选文字构成互补对, 则 $P_{ml} = P_m$, 同理可得 $P_{jl} = P_j (m \leq j \leq n-1)$, 此时有序元组已经选择 $P_r, P_{r+1}, \dots, P_m, \dots, P_{n-1}$, 因此 P_{nl} 从 C_n 中选择任何文字, 该有序元组都存在互补对, 则 R_3 存在互补对得证。

综上, M' 是标准矛盾体。

2) 同理可证。

命题 6 设有基于命题 2 复合后得到的标准矛盾体 $M = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$, 若满足:

- 1) 当 $m \leq n$ 时, 任取 $j \in [m, n]$, C_2 和 C_j 中不含 $\sim P_1$, 则添加文字 $P_r (2 \leq r \leq m-1)$ 至 B_1 ;
- 2) 当 $m > n$ 时, C_2 和 C_n 中不含 $\sim P_1$, 则添加文字 $P_r (2 \leq r \leq n-1)$ 至 B_1 , 构成新的子句 $B_1' = B_1 \cup \{P_r\}$ 。

则 $M' = \{B_1', B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots,$

$C_n\}$ 是标准矛盾体。

证明: 显然 $P_{2l} = P_2$, 类似命题 5 可证。

命题 7 设有基于命题 2 复合后得到的标准矛盾体 $M = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$, 若满足:

- 1) 当 $m \leq n$ 时, 任取 $j \in [m, n]$, C_2 和 C_j 中不含 $\sim P_1$, 且存在 $s \in [3, m-1]$, C_s 中只存在一个文字 P_s ;
- 2) 当 $m > n$ 时, C_2 和 C_n 中不含 $\sim P_1$, 且存在 $s \in [3, n-1]$, C_s 中只存在一个文字 P_s , 则添加文字 $P_r (r > 1)$ 至 B_1 , 构成新的子句 $B_1' = B_1 \cup \{P_r\}$ 。

则 $M' = \{B_1', B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$ 是标准矛盾体。

证明: 与命题 5 的证明类似, 只有 R_1 的证明不同, 证明如下:

$2 \leq r \leq m-1$ 的情况命题 6 已证, 下证 $r \geq m$, $P_r \in \{P_m, P_{m+1}, \dots\}$, 因为 $P_{mk} = \sim P_{m-1}$, 则 $P_{m-1,k}$ 只能选 $\sim P_{m-2}$, 得到 $P_{ik} = \sim P_{i-1} (2 \leq i \leq m)$, 而 $C_s (3 \leq s \leq m-1)$ 中只存在一个文字 P_s , 即 $P_s \in \{P_3, P_4, \dots, P_{m-1}\}$, 显然与已选的否定文字构成互补对, R_1 存在互补对得证。

命题 8 设有基于定理 1 复合后得到的标准矛盾体 $S = B_1 \wedge B_2 \wedge \dots \wedge (B_r \vee C_1) \wedge (B_{r+1} \vee C_2) \wedge \dots \wedge (B_m \vee C_{m-r+1}) \wedge C_{m-r+2} \wedge \dots \wedge C_n$, 若 $n \geq r+1$, 且满足:

- 1) 任取 $i \in [r+1, s], j \in [1, i-2], C_i$ 中不含 $\sim P_j$;
- 2) 任取 $i \in [s+1, n], j \in [1, s-1], C_i$ 中不含 $\sim P_j$, 则添加文字 $P_s (s \leq \min\{m, n\}-1)$ 至 B_1 , 构成新的子句 $B_1' = B_1 \cup \{P_s\}$ 。

则 $S' = B_1' \wedge B_2 \wedge \dots \wedge (B_r \vee C_1) \wedge (B_{r+1} \vee C_2) \wedge \dots \wedge (B_m \vee C_{m-r+1}) \wedge C_{m-r+2} \wedge \dots \wedge C_n$ 是标准矛盾体。

证明: 同理, 只需证取 $P_s \in B_1'$, 并交叉选择文字得到的有序元组 R 均存在互补对。

(1) 若 $s \geq r$, 由题意及 $s+1 \geq r+1$ 知, $P_{s+1,l} \in \{P_{s+1}, \sim P_s\}$, 因为已经从 B_1' 中选择 P_s , 则 $P_{s+1,l} = P_{s+1}$, 进而有 $P_{jl} = P_j (s+1 \leq j \leq n-1)$; 而 $P_{nl} \in \{\sim P_{n-1}, \sim P_{n-2}, \dots, \sim P_s\}$, 显然从 C_n 中选择任何文字, 该有序元组 R 都存在互补对。

(2) 若 $s < r$, 由定理 1 可知, 子句 $B_r' = B_r \vee C_1$ 包含文字 $\{P_r, \sim P_{r-1}, P_1\}, P_{2k} \in \{P_2, \sim P_1\}$, 若 $P_{2k} = \sim P_1, P_{ik} = P_i (s+1 \leq i \leq r-1)$, 此时 B_r' 只能选 P_r , 由题意知, $P_{r+1,l} \in \{P_{r+1}, \sim P_r, \dots, \sim P_s\}$, 因此 $P_{r+1,l} = P_{r+1}$, 依次选择 $P_{r+1}, P_{r+2}, \dots, P_{n-1}$, 显然 R 一定存在互补对; 若 $P_{2k} = P_2$, 有 $P_{ik} = P_i (2 \leq i \leq r-1)$, 若 B_r' 选 P_r , 则 $P_{r+1,l} = P_{r+1}$, 一定存在互补对, 若 B_r' 选 P_1 , 此时已经选择 $P_1, P_2, \dots, P_{r-1}$, 而 $P_{rl} \in \{P_r, \sim P_{r-1}, \dots, \sim P_1\}$, 因此 $P_{rl} = P_r$, 同理 R 一定存在互补对。

命题 9 设有基于命题 1 或命题 2 复合得到的标准矛盾体 $M = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$, 若满足:

- 1) 当 $m \leq n$ 时, 若 $3 \leq r \leq m-1$, 任取 $s \in [2, r-1], C_{m-1}$ 中不含有 $\sim P_s$;
- 2) 当 $m > n$ 时, 若 $3 \leq r \leq n-1$, 任取 $s \in [2, r-1], C_n$ 中不含有 $\sim P_s$, 则添加文字 P_r 至 B_2 , 构成新子句 $B_2' = B_2 \cup \{P_r\}$ 。

则 $M' = \{B_1, B_2', \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots,$

$C_n\}$ 是标准矛盾体。

证明:同理,只需证取 $P_r \in B_2'$,并在 $B_i (i \neq 2)$ 和 $C_j (1 \leq j \leq n)$ 中交叉选择文字得到的有序元组均存在互补对,下证得到的有序元组 R_1, R_2 和 R_3 均存在互补对。

(1)由题设可得, $P_r \in \{P_3, P_4, \dots, P_{m-2}\}, P_{r+1,k} \in \{P_{r+1}, \sim P_r\}$,所以 $P_{r+1,k} = P_{r+1}$,结合最简正则标准矛盾体的定义可知 $P_{m-1,k} = P_{m-1}$,而 $P_{mk} = \sim P_{m-1}$,两者构成互补对, R_1 存在互补对得证。

(2)由题设可知, $P_{1k} = P_1, P_{mk} = \sim P_{m-1}$,因为 C_{m-1} 中不含 $\sim P_s (2 \leq s \leq r-1)$,所以 $P_{m-1,l} \in \{P_{m-1}, \sim P_{m-2}, \dots, \sim P_r, \sim P_1\}$,由(1)知 $P_{ik} = P_i (r+1 \leq i \leq m-2)$,此时有序元组已选 $P_1, P_r, \dots, P_{m-2}, \sim P_{m-1}$,因此无论 $P_{m-1,l}$ 从 C_{m-1} 中选择任何文字 R_2 都存在互补对,得证。

(3)由题设可知, $P_{1k} = P_1$,则 $P_{2l} = P_2$,进而得到 $P_{jl} = P_j (2 \leq j \leq n-1)$,而 $P_{nl} \in \{\sim P_{n-1}, \dots, \sim P_2, \sim P_1\}$,此时有序元组已经选择了 $P_r, P_1, P_2, \dots, P_{n-1}$,因此 R_3 一定存在互补对,得证。

命题 10 设有基于命题 2 复合得到的标准矛盾体 $M = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$,若满足:

1)当 $m \leq n$ 时,任取 $s \in [2, m-2]$, C_{m-1} 中不含 $\sim P_s$,且存在 $j \in [3, m-1]$, C_j 中只存在一个文字 P_j ;

2)当 $m > n$ 时,任取 $s \in [2, n-2]$, C_n 中不含 $\sim P_s$,且存在 $j \in [3, n-1]$, C_j 中只存在一个文字 P_j ,则添加文字 $P_r (r > 2)$ 至 B_2 ,构成新的子句 $B_2' = B_2 \cup \{P_r\}$ 。

则 $M' = \{B_1, B_2', \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$ 是标准矛盾体。

证明:类似命题 7 和命题 9 可证。

命题 11 设有基于命题 1 或命题 2 复合得到的标准矛盾体 $M = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$,添加文字 P_{m-1} 至 B_2 ,构成新的子句 $B_2' = B_2 \cup \{P_{m-1}\}$,则 $M' = \{B_1, B_2', \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$ 是标准矛盾体。

证明:同理,只需证取 $P_{m-1} \in B_2'$,并交叉选择文字得到的有序元组均存在互补对。而 $P_{mk} = \sim P_{m-1}$,一定与 P_{m-1} 构成互补对,因此只需证有序元组 $R_3 = (P_{1k}, P_{m-1}, P_{3k}, \dots, P_{m-1,k}, P_{2l}, P_{3l}, \dots, P_{nl})$ 存在互补对,类似命题 9 可证。

命题 12 设有基于定理 1 复合后得到的标准矛盾体 $S = B_1 \wedge B_2 \wedge \dots \wedge (B_r \vee C_1) \wedge (B_{r+1} \vee C_2) \wedge \dots \wedge (B_m \vee C_{m-r+1}) \wedge C_{m-r+2} \wedge \dots \wedge C_n$,当 $n \geq r+1$ 时,

1)若 $s+1 < r$,任取 $i \in [r, n], j \in [2, s-1], C_i$ 中不含 $\sim P_j$;

2)若 $s+1 \geq r$,任取 $i \in [s+1, n], j \in [2, s-1], C_i$ 中不含 $\sim P_j$ 。

则添加文字 $P_s (s \leq \min\{m, n\} - 1)$ 至 B_2 ,构成新的子句 $B_2' = B_2 \cup \{P_s\}$,则 $S' = B_1 \wedge B_2' \wedge \dots \wedge (B_r \vee C_1) \wedge (B_{r+1} \vee C_2) \wedge \dots \wedge (B_m \vee C_{m-r+1}) \wedge C_{m-r+2} \wedge \dots \wedge C_n$ 是标准矛盾体。

证明:类似命题 8 可证。

命题 13 设有基于定理 2 和命题 3 复合后得到的标准矛盾体 S 和 $S^{\wedge}$,存在:

对于 S ,当 $n \geq r+1$ 时,若 $s+1 < r$,任取 $i \in [r, n], j \in [2, s-1], C_i$ 中不含 $\sim P_j$;若 $s+1 \geq r$,任取 $i \in [s+1, n], j \in [2,$

$s-1], C_i$ 中不含 $\sim P_j$;则添加文字 $P_s (s \leq \min\{m, n\} - 1)$ 至 B_2 ,构成新的子句 $B_2' = B_2 \cup \{P_s\}$,得到新的子句集 S' 是标准矛盾体。

对于 $S^{\wedge}$,任取 $i \in [s+1, n], j \in [2, s-1]$,若 B_i^n 中不含 $\sim P_j$,则添加文字 $P_s (s \leq m_n - 1)$ 至 $B_2^{\wedge}$,构成新的子句 $B_2'^{\wedge} = B_2^{\wedge} \cup \{P_s\}$,得到新的子句集 $S^{\wedge}$ 是标准矛盾体。

证明:类似命题 12 可证。

命题 14 设有基于命题 1 或命题 2 复合后得到的标准矛盾体 $M = \{B_1, B_2, \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$,当 $r \geq s+1$ 时,任取 $s \in [3, m-2]$,添加文字 P_r 至 B_s ,构成新的子句 $B_s' = B_s \cup \{P_r\}$,则 $M' = \{B_1, B_2, \dots, B_s', \dots, B_{m-2}, B_{m-1} \cup C_1, B_m \cup C_2, C_3, \dots, C_n\}$ 是标准矛盾体。

证明:同理,只需证取 $P_r \in B_s'$,并在 $B_i (i \neq s)$ 和 $C_j (1 \leq j \leq n)$ 中交叉选择文字得到的有序元组 R 均存在互补对。

由题设可知, $P_r \in \{P_{s+1}, P_{s+2}, \dots\}, P_{1k} = P_1, P_{2k} = P_2, P_{3l} \in \{P_3, \sim P_2, \sim P_1\}$,显然 $P_{3l} = P_3$,同理有 $P_{jl} = P_j (3 \leq j \leq n-1)$,此时有序元组已经选择 $P_r, P_1, P_2, \dots, P_{n-1}$,因此从 C_n 中选择任何文字 R 都存在互补对,得证。

命题 15 设有基于命题 3 复合后得到的标准矛盾体 S ,当 $r \geq s+1$ 时,任取 $s \in [3, m_1-2]$,添加文字 P_r 至 $B_s^{\wedge}$,构成新的子句 $B_s'^{\wedge} = B_s^{\wedge} \cup \{P_r\}$,则得到的子句集 S' 是标准矛盾体。

证明:类似命题 14 可证。

4 算法框架

任给两个子句 B 和 C ,其复合子句表示为 $D = F(B, C)$,其中构造复合子句方法按照文献[17]中的算法 3.1 构造。算法 1 给出了通过直接析取复合正则矛盾体中的部分子句,再和剩余子句合取生成新矛盾体的方法。

算法 1 一种生成正则标准矛盾体的方法

输入:文字互相包含的正则或扩展正则标准矛盾体 $\bigwedge_{i=1}^m B_i$ 和 $\bigwedge_{j=1}^n C_j$

输出:矛盾体 SC

```

1. 初始化 SC
2. FOR i=1 TO m-1
3.   FOR j=1 TO n-1
4.     FOR s=i+2 TO m
5.       IF  $p_i \in B_i \& \sim p_i \notin B_s$  THEN
6.          $D_1 = F(B_{m-1}, C_1)$ 
7.          $D_2 = F(B_m, C_2)$ 
8.          $SC \rightarrow ((\bigwedge_{i=1}^m B_i) \setminus (B_{m-1} \wedge B_m)) \wedge ((\bigwedge_{j=1}^n C_j) \setminus (C_1 \wedge C_2)) \wedge D_1 \wedge D_2$ 
9.       END IF
10.    END FOR
11.  END FOR
12. END FOR
13. RETURN SC
```

例 1 $S_1 = p_1 \wedge (\sim p_1 \vee p_2) \wedge (\sim p_2 \vee p_3) \wedge \sim p_3, S_2 = p_1 \wedge (\sim p_1 \vee p_2) \wedge (\sim p_1 \vee \sim p_2)$,其中 $p_i (i=1, 2, 3)$ 是命题变元, S_1 和 S_2 是正则标准矛盾体。按照算法 1 复合生成的一个新矛盾体如下:

$SC = p_1 \wedge (\sim p_1 \vee p_2) \wedge (p_1 \vee \sim p_2 \vee p_3) \wedge (\sim p_1 \vee p_2 \vee \sim p_3) \wedge (\sim p_1 \vee \sim p_2)$

算法 2 给出了通过判断子句所含命题变元情况,再复合生成新矛盾体的方法。

算法 2 一种生成复合正则标准矛盾体的方法

输入:正则标准矛盾体或扩展正则标准矛盾体 $\bigwedge_{i=1}^m B_i$ 和 $\bigwedge_{j=1}^n C_j$
输出:矛盾体 SC
1. 初始化 SC
2. IF $p_k \in B_{m-1} \& \& p_k \in C_2 \& \& \sim p_k \in B_m \& \& \sim p_k \in C_3$ THEN
3. FOR $i=m-1$ TO m
4. $D_i = F(B_i, C_1)$
5. $SC \rightarrow ((\bigwedge_{i=1}^m B_i) \setminus (B_{m-1} \wedge B_m)) \wedge ((\bigwedge_{j=1}^n C_j) \setminus (C_1 \wedge C_2)) \wedge D_{m-1} \wedge D_m \wedge C_2$
6. END FOR
7. END IF
8. RETURN SC

例 2 $S_1 = p_1 \wedge (\sim p_1 \vee p_2) \wedge (\sim p_2 \vee p_3) \wedge \sim p_3, S_2 = p_4 \wedge (p_3 \vee \sim p_4) \wedge (\sim p_3 \vee p_5) \wedge (\sim p_4 \vee \sim p_5)$, 其中 $p_i (i = 1, 2, 3)$ 是命题变元, S_1 和 S_2 是正则标准矛盾体。按照算法 2 复合生成的一个新矛盾体如下:

$$SC = p_1 \wedge (\sim p_1 \vee p_2) \wedge (\sim p_3 \vee p_5) \wedge (\sim p_4 \vee \sim p_5) \wedge (\sim p_2 \vee p_3 \vee p_4) \wedge (\sim p_3 \vee p_4) \wedge (p_3 \vee \sim p_4)$$

基于算法 1 生成的矛盾体删掉冗余子句后仍是正则或扩展正则标准矛盾体,基于算法 2 生成的矛盾体则满足复合正则标准矛盾体的结构,新矛盾体均比原矛盾体的结构复杂,进而可提高演绎效率。

结束语 本文基于命题逻辑中的标准矛盾体分离演绎理论,研究了两个或多个正则矛盾体复合生成新矛盾体的策略,提出了复合正则标准矛盾体,并基于几种复合策略得到的矛盾体详细讨论了其子句的可扩充性。上述研究结果不仅为构造多种不同形式的矛盾体提供了具体的方法,而且丰富了现有矛盾体的种类和添加文字的策略,也为进一步研究新的标准矛盾体结构提供了一定的思路。

参 考 文 献

[1] NICK. A Brief History of Artificial Intelligence [J]. Science Writing, 2018, 1(3): 96.
[2] ROBINSON J A. A Machine-Oriented Logic Based on the Resolution Principle[J]. Journal of the ACM(JACM), 1965, 12(1): 23-41.
[3] HERBRAND J. Researches in the theory of demonstration [C] // From Frege to Goedel; a source book in Mathematical Logic, Hoard University Press, 1930; 525-581.
[4] BECKERT B, HAHNLE R. Reasoning and verification; State of the art and current trends[J]. IEEE Intelligent System, 2014, 29(1): 20-29.
[5] WITHERELL P, KRISHNAMURTY S, GROSSE I R, et al. Improved knowledge management through first-order logic in engineering design ontologies[J]. Artificial Intelligence for Engineering Design Analysis & Manufacturing, 2010, 24(2): 245-257.
[6] WANG Z, YAN S, WANG H, et al. An overview of microsoft deep qa system on stanford web questions benchmark[R]. Microsoft Research, 2014.
[7] LIEBIG T. Reasoning with OWL-system support and insights

[M]. Germany; Springer Berlin Heidelberg, 2013.
[8] MARIA F, LUC D R, WOLFGANG B. Artificial Intelligence in a historical perspective[J]. AI Communications, 2014, 27(1): 87-102.
[9] CEZARY K, JOSEF U. MizAR 40 for Mizar 40[J]. Journal of Automated Reasoning, 2015, 55(3): 245-256.
[10] CEZARY K, JOSEF U. Learning-Assisted Automated Reasoning with Flyspeck[J]. Journal of Automated Reasoning, 2014, 53(2): 173- 213.
[11] WOS L, ROBINSON G A, CARSON D F. Efficiency and Completeness of the Set of Support Strategy in Theorem Proving [J]. Journal of the ACM, 1965, 12(4): 536-541.
[12] SLAGLE J R. Automatic theorem proving with renamable and semantic resolution[J]. Journal of the ACM, 1983, 14(4): 687-697.
[13] LOVELAND D W. A linear format for resolution [C] // Proceedings of Symposium on Automatic Demonstration, 1970: 163-190.
[14] BOYER R S. Locking; A Restriction of Resolution (Dissertation), also ATP-05[M]. University of Texas at Austin, 1971.
[15] XU Y, LIU J, CHEN S W, et al. Contradiction separation based dynamic multi-clause synergized automated deduction[J]. Information Sciences, 2018, 462: 93-113.
[16] TANG L M, BAI M C, HE X X, et al. Complete contradiction and smallest contradiction based on propositional logic[J]. Computer Science, 2020, 47(S2): 83-85, 105.
[17] LI X Y, HE X X, MA X, et al. A new method of generating contradictions in propositional logic[J]. Computer-Engineering & Science, 2023, 45(6): 1134-1140.
[18] LIU X H. Automatic Reasoning Based on the Reduced Method [M]. Beijing; Science Press, 1994.
[19] XU Y, LIU J, CHEN S, et al. Contradiction separation based dynamic multi-clause synergized automated deduction[J]. Information Sciences, 2018, 462: 93-113.
[20] HE X X, LI Y F, FENG Y H. On structures of regular standard contradictions in propositional logic[J]. Information Sciences, 2022, 586: 261-278.



ZANG Hui, born in 2000, master. Her main research interests include composite of contradictions and graph depth learning.



LI Yingfang, born in 1985, Ph.D, associate professor. Her main research interests include intelligent information processing, intelligent decision making and control, measurement and analysis of uncertain information, reasoning and problem solving and so on.