计算机科学
COMPUTER SCIENCE

命题逻辑中文字块矛盾型及子句正则矛盾体

王成龙, 何星星, 臧珲, 李莹芳, 王丹琛, 李天瑞

计算机科学 COMPUTER SCIENCE
http://www.jsjkx.com
DOI:10.11896/jsjkx.230500237

命题逻辑中文字块矛盾型及子句正则矛盾体

王成龙[1]　何星星[1]　臧　珲[1]　李莹芳[2]　王丹琛[3]　李天瑞[4]

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 四川省数字经济研究中心　成都 610021
4 西南交通大学计算机与人工智能学院　成都 611756
(1084256157@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。基于矛盾体分离的自动演绎理论是归结原理的延伸，矛盾体是该理论的核心部分。由于矛盾体结构复杂且生成策略较少，因此文中提出了一种新的生成矛盾体的策略，即利用多个标准矛盾体生成文字块矛盾型，再通过添加互补矛盾集得到新的矛盾体。重点讨论了具有特殊结构的文字块矛盾型生成的矛盾体，即子句正则矛盾体的性质，这些性质说明了具有特定结构的子句正则矛盾体添加子句后仍然是矛盾体。最后，提出了矛盾体的生成算法，为在计算机上实现新的矛盾体的生成提供参考。

关键词：标准矛盾体；命题逻辑；文字块矛盾型；子句正则矛盾体
中图分类号　TP181

Literal Chunk Contradiction and Clause Regular Contradiction in Propositional Logic

WANG Chenglong[1], HE Xingxing[1], ZANG Hui[1], LI Yingfang[2], WANG Danchen[3] and LI Tianrui[4]

1 School of Mathematics, Southwest Jiaotong University, Chengdu 611756, China
2 School of Computing and Artificial Intelligence, Southwestern University of Finance and Economics, Chengdu 611130, China
3 Sichuan Digital Economy Research Center, Chengdu 610021, China
4 School of Computing and Artificial Intelligence, Southwest Jiaotong University, Chengdu 611756, China

Abstract　The resolution principle is a concise, reliable, and complete inference rule in automatic reasoning. The contradiction separation-based dynamic multi-clause synergized automated deduction is an extension of the resolution principle, and the contradiction is the theory's core part. Due to the complex structure of the contradiction and the few generation strategies, a new strategy for generating the contradiction is proposed, i.e., multiple standard contradictions are used to generate the literal chunk contradiction. Then, a new contradiction is obtained by adding complementary contradiction sets. The focus is on the nature of the contradiction generated by the literal chunk contradiction with a special structure, i.e., the clause regular contradiction, which shows that the clause regular contradiction with a specific structure is still a contradiction after adding the clause. Finally, an algorithm for generating contradiction is proposed, which provides a reference for generating new contradictions on computers.

Keywords　Standard contradiction, Propositional logic, Literal chunk contradiction, Clause regular contradiction

1　引言

自动定理证明(ATP)研究属于人工智能、计算机科学和数学等多个学科的交叉领域，最初是利用计算机证明数学定理，现已成功应用于多个实际领域，如软硬件系统验证[1]、工程设计知识管理技术[2]、问答系统[3]、模型推理[4]、数学定理证明[5-6]等。自动定理证明以归结原理为基本的推理规则，许多学者通过对归结原理进行优化来提高 ATP 的能力，如锁归结[7]、语义归结[8]、线性归结[9]等。

Xu 等[10]提出了一种针对动态和多个子句以协同方式处理的推理规则，即基于矛盾体分离的自动演绎理论(S-CS)，该理论突破了每次演绎仅能涉及两个子句的局限性。在此基础

到稿日期：2023-05-31　返修日期：2023-10-12
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 Basic Research Funds for Central Universities(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)

上，Cao 等[11]将证明器 CSE 和 E 相结合，用于解决更多更难的问题。随后，Cao 等[12]通过分析 S-CS 规则的推导方法，提出了两种多子句动态演绎算法。然后，Cao 等[13]将基于 S-CS 动态推演算法应用于证明器 Vampire 和 E 上，得到了不错的性能提升，并解决了一些 TPTP 中难度为 1 的难题。Zhong 等[14]提出了一种基于 S-CS 规则的证明器架构，实现了一个新的组合系统 CoProver，兼有 S-CS 规则和二元归结的优点。Liu 等[15]基于 S-CS 规则提出了 FRC 算法，并将 FRC 算法集成到证明器 Vampire 中，解决了 TPTP 库中评级为 1 的 46 个问题。

基于矛盾体分离的自动演绎理论对证明器能力有显著提升，矛盾体在其中发挥着重要作用。但若在推理过程中仅依据其定义判定和产生分离式，则会大大降低演绎效率。因此，寻找快速判定矛盾体的方法及其结构，对进一步提升演绎能力十分关键。在命题逻辑中，不可满足的公式等价于标准矛盾体。Tang 等[16]对矛盾体自身的性质进行研究，给出了两类特殊的矛盾体的性质。He 等[17]对正则矛盾体和扩展正则矛盾体的性质进行了研究。Li 等[18]提出了一些复合两个或多个矛盾体的部分子句的策略，是一种更高效的生成标准矛盾体的方法。但以上讨论的标准矛盾体类型较少，结构相对简单。

基于此，本文提出了文字块矛盾型，通过多个矛盾体生成一个文字块矛盾型，再在此基础上生成矛盾体。同时，对用此方式生成的一类特殊的矛盾体的性质进行了研究，即研究能添加子句的矛盾体的结构和添加的子句需要满足的特殊性质。

2 矛盾体的性质

在命题逻辑中，将原子公式和它的否定称为文字[19]，将多个文字的析取称为子句，将多个子句的合取称为子句集。若 p 是一个原子公式，则把 p 和 $\sim p$ 称为互补对。

定义 1[10] 设 $S=\{C_1,C_2,\cdots,C_m$ 是子句集。如果对于任意$(p_1,p_2,\cdots,p_m)\in\prod\limits_{i=1}^{m}C_i$，$(p_1,p_2,\cdots,p_m)$至少存在一个互补对，则 $S=\bigwedge\limits_{i=1}^{m}C_i$ 称为标准矛盾体(简称为 SC)。如果 $\wedge_{i=1}^{m}C_i$ 是不可满足的，则 $S=\bigwedge\limits_{i=1}^{m}C_i$ 称为准矛盾体(简称为 QC)。

定义 2 设 B_1,B_2 是不同的子句，若存在子句集 S，且 $S\wedge B_1$，$S\wedge B_2$ 不是标准矛盾体，但 $S\wedge B_1\wedge B_2$ 是标准矛盾体，则称(B_1,B_2)是 S 的互补子句对，(B_1,B_2)称为文字块互补对，S^* 称为B_1,B_2的矛盾集。

定义 3 设 $B=B_1\wedge B_2\wedge\cdots\wedge B_n$ 是子句集，其中，$B_i=B_{i1}\vee B_{i2}\vee\cdots\vee B_{im_i}(1\leqslant i\leqslant n)$，$B_{ij}(1\leqslant j\leqslant m_i)$是子句，将$(B_{1j_1},B_{2j_2},\cdots,B_{nj_n})(1\leqslant j_i\leqslant m_i)$称为 B 的子句序列，子句序列也可表示为$B_{1j_1}\wedge\cdots\wedge B_{nj_n}$。

引理 1 设 $B=B_1\wedge B_2\wedge\cdots\wedge B_n$ 是子句集，$B'=B_{i1}\wedge B_{i2}\wedge\cdots\wedge B_{im}$ 是 B 的子集，如果 B' 是标准矛盾体，则 B 是标准矛盾体。

定理 1 设 $B=B_1\wedge B_2\wedge\cdots\wedge B_n$ 是子句集，其中，$B_i=E_1\vee E_2\vee\cdots\vee E_m$，$E_j(1\leqslant j\leqslant m)$是子句，则 B 是标准矛盾体当且仅当$(B?\ B_i)\wedge E_j(1\leqslant j\leqslant m)$都是标准矛盾体。

证明：充分性显然成立。必要性证明如下：$P=(p_1,p_2,\cdots,p_n)\in\prod\limits_{i=1}^{n}B_i$，显然存在 j，有 $p_i\in E_j$，因为$(B\backslash B_i)\wedge E_j(1\leqslant j\leqslant m)$都是标准矛盾体，所以 $P=(p_1,p_2,\cdots,p_n)$中有互补对，故 B 是标准矛盾体。

推论 1 设 $B=B_1\wedge B_2\wedge\cdots\wedge B_n$ 是子句集，其中，$B_i=B_{i1}\vee B_{i2}\vee\cdots\vee B_{im_i}(1\leqslant i\leqslant n)$，$B_{ij}(1\leqslant j\leqslant m_i)$是子句，则 B 是标准矛盾体当且仅当$B_{1j_1}\wedge B_{2j_2}\wedge\cdots\wedge B_{nj_n}(1\leqslant j_i\leqslant m_i)$都是标准矛盾体，即 B 的任意子句序列都是标准矛盾体。

注 1：1) 本文的标准矛盾体都不含冗余子句，即删除标准矛盾体的任意子句后不再构成标准矛盾体。

2)以下是对本文符号的一些说明：

(1)合并析取 $S=B_1\wedge B_2\wedge\cdots\wedge B_n$ 是子句集，C 是子句，则$S'=B_1\wedge\cdots\wedge(B_j\vee C)\wedge\cdots\wedge B_n$ 被称为 C 与 S 的合并析取。

(2)$D_i\subseteq\{B_1^-,\cdots,B_{i-1}^-$ 表示D_i是由$B_1^-,\cdots,B_{i-1}^-$的子集中的元素析取生成的子句，例如$D_8=B_1^-\vee B_4^-$，D_i可以为空集。

(3)B_i^+ 表示文字块，(B_i^+,B_i^-)表示对应的文字块互补对，用S_i表示对应的矛盾集，即有 $B_i^+\wedge B_i^-\wedge S_i$ 是标准矛盾体。

3 文字块矛盾型及子句正则矛盾体

3.1 子句正则矛盾体

定义 4 设S_1是标准矛盾体，B_1^+，B_1^- 是S_1的两个选定的子句，称B_1^+ 或B_1^- 为文字块，显然(B_1^+,B_1^-)是文字块互补对。

定义 5 设$C_j=D_1\vee\cdots\vee D_{p_j}(1\leqslant j\leqslant m)$，其中，$D_k(1\leqslant k\leqslant p_j)$是文字块，如果对任意$(B_1,B_2,\cdots,B_m)\in\prod\limits_{i=1}^{m}C_i$，其中 B_i是文字块，$(B_1,B_2,\cdots,B_m)$至少存在一个文字块互补对，则 $S=\bigwedge\limits_{i=1}^{m}C_i$ 被称为文字块矛盾型。

定义 6 设 $S=C_1\wedge\cdots\wedge C_m$ 是文字块矛盾型，假设 S 中涉及到 n 对文字块互补对$(B_i^-,B_i^+)(i=1,\cdots,n)$，如果$(B_i^+,B_i^-)$的矛盾集是$S_i$，则$S'=\bigwedge\limits_{i=1}^{n}S_i$ 被称为 S 的互补矛盾集。

定理 2 设 $S=C_1\wedge\cdots\wedge C_m$ 是文字块矛盾型，S'是 S 的互补矛盾集，则 $S\wedge S'$ 是标准矛盾体。

证明：S 中任意选取$(B_1,B_2,\cdots,B_m)\in\prod\limits_{i=1}^{m}C_i$，因为 S 是文字块矛盾型，所以$(B_1,\cdots,B_m)$中存在文字块互补对$(B_i^+,B_i^-)(1\leqslant i\leqslant n)$，故$B_i^+\wedge B_i^-\wedge S'$是标准矛盾体，由推论 1 知，$S\wedge S'$是标准矛盾体。

定理 3 设$C_i=B_i^+\vee D_i(1\leqslant i\leqslant n)$，$C_{n+1}=D_{n+1}$，其中，$D_i\subseteq B_1^-,\cdots,B_{i-1}^-$ 且 B_i^+ 与 B_j^+ 中没有公共文字$(i\neq j)$，且$\{C_{i+1},\cdots,C_{n+1}\}$中至少有一个子句中存在$B_i^-(1\leqslant i\leqslant n)$，$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，则 $S=S^*\wedge S_1\wedge\cdots\wedge S_n$是标准矛盾体，$S$ 被称为子句正则矛盾体。

证明：仅需证明 S^* 是文字块矛盾型。任意选取序列$(D_1,\cdots,D_{n+1})\in\prod\limits_{i=1}^{n+1}C_i$，其中，$D_1=B_1^+$。$D_2$存在两种情况：1)$D_2=B_1^-$，则序列中存在文字块互补对；2)$D_2=B_2^+$。一直到$D_n$有两种情况：1)$D_n\in B_1^-,\cdots,B_{n-1}^-$，则序列中存在文字块

互补对;2) $D_n=B_n^+$。D_{n+1}只有一种情况,即$D_{n+1}\in B_1^-,\cdots,B_n^-$,则序列中存在文字块互补对。综上,$S^*$是文字块矛盾型。因为$S_1\wedge\cdots\wedge S_n$是$S^*$的互补矛盾集,所以S是标准矛盾体。

例1 设标准矛盾体分别为$p_1\wedge(\sim p_1\vee p_2)\wedge\sim p_2$,$p_3\wedge p_4\wedge(\sim p_3\vee\sim p_4)$,$p_5\wedge(p_6\vee\sim p_5)\wedge(p_7\vee\sim p_6)\wedge(\sim p_7\vee\sim p_5)$。则可令$B_1^+=p_1$,$B_1^-=\sim p_1\vee p_2$,$S_1=\sim p_2$,$B_2^+=p_3$,$B_2^-=p_4$,$S_2=\sim p_3\vee\sim p_4$,$B_3^+=p_5$,$B_3^-=p_6\vee\sim p_5$,$S_3=(p_7\vee\sim p_6)\wedge(\sim p_7\vee\sim p_5)$。令$C_1=B_1^+$,$C_2=B_2^+$,$C_3=B_3^+\vee B_2^-$,$C_4=B_3^-\vee B_2^-\vee B_1^-$,$S^*=\wedge_{i=1}^4 C_i$,则$S=S^*\wedge S_1\wedge S_2\wedge S_3$是子句正则矛盾体。

3.2 子句添加性质

定理4 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体,其中,$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$,若存在$C_i(1<i\leqslant n)$只含有文字块$B_i^+$,令$C_j^*=C_j\vee B_i^-(j<i)$,则$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^{**}$是标准矛盾体,其中$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j^*\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$。

证明:仅需证明$(S\backslash C_j)\wedge B_i^-$是标准矛盾体。因为任意选取子句序列都含有$B_i^+,B_i^-,S_i^*$是标准矛盾体,由推论1知$(S\backslash C_j)\wedge B_i^-$是标准矛盾体。

例2 设S为例1中的子句正则矛盾体,因为$C_2=B_2^+$只含有一个文字块,所以令$C_1^*=C_1\vee B_2^-$,则$S'=S_1\wedge S_2\wedge S_3\wedge S^{**}$是标准矛盾体,其中$S^{**}=C_1^*\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_4$。

推论2 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体,其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$,若存在$C_i(1<i\leqslant n+1)$只含有文字块$B_i^-$,令$C_j^*=C_j\vee B_i^+(j<i)$,则$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^{**}$是标准矛盾体,其中$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j^*\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$。

证明:类似定理4。

定理5 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体,其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$,若存在$i(1<i\leqslant n)$满足子句$C_{i+1},\cdots,C_{n+1}$中都不含有子句$B_{i-1}^-,\cdots,B_1^-$,令$C_j^*=C_j\vee B_i^+(j<i)$,则$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^{**}$是标准矛盾体,其中,$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j^*\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$。

证明:仅需证明$(S\backslash C_j)\wedge B_i^+$是标准矛盾体。任意选取$S'$中的子句序列$(D_1,\cdots,D_{n+1},S_1,\cdots,S_n)$,其中$D_{i+1}$中有两种情况:1) $D_{i+1}=B_i^-$,则子句序列中含有B_i^+,B_i^-,S_i是标准矛盾体;2) $D_{i+1}=B_{i+1}^+$。一直到D_n有两种情况:1) $D_n=B_k^-(i\leqslant k\leqslant n-1)$,则子句序列中含有$B_k^+,B_k^-,S_k$是标准矛盾体;2) $D_n=B_n^+$。D_{n+1}只有一种情况即$D_{n+1}=B_k^-(i\leqslant k\leqslant n)$,则子句序列中含有$B_k^+,B_k^-,S_k$是标准矛盾体。即任意选取一个子句序列都含有标准矛盾体,故S'是标准矛盾体。

例3 设$B_i^+,B_i^-,S_i(i=1,2,3)$和例1相同,令$C_1=B_1^+$,$C_2=B_2^+\vee B_1^-$,$C_3=B_3^+\vee B_2^-$,$C_4=B_3^-\vee B_2^-$,$S^*=\wedge_{i=1}^4 C_i$,则$S=S^*\wedge S_1\wedge S_2\wedge S_3$是子句正则矛盾体。因为$C_3,C_4$都不含$B_1^-$,所以可令$C_1^*=C_1\vee B_2^+$,则$S'=S_1\wedge S_2\wedge S_3\wedge S^{**}$是标准矛盾体,其中$S^{**}=C_1^*\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_4$。

定理6 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体,其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$,若存在$C_i(1<i\leqslant n)$只含有文字块$B_i^+$且删去$C_{i+1},\cdots,C_{n+1}$中存在的$B_i^-$后,存在$C_k(i<k\leqslant n)$只含有一个文字块$B_k^+$,令$C_j^*=C_j\vee B_k^-$,则$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^{**}$是标准矛盾体,其中$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j^*\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$。

证明:仅需证明$(S\backslash C_j)\wedge B_k^-$是标准矛盾体。任意选取$S'$中的子句序列$(D_1,\cdots,D_{n+1},S_1,\cdots,S_n)$,因为$C_i=B_i^+$,所以$D_i=B_i^+$,$D_k$有两种情况:1) $D_k=B_i^-$,则子句序列中含有B_i^+,B_i^-,S_i是标准矛盾体;2) $D_k=B_k^+$,则子句序列中含有B_k^+,B_k^-,S_k是标准矛盾体。即任意选取一个子句序列都含有标准矛盾体,故S'是标准矛盾体。

例4 设S为例1中的子句正则矛盾体,因为$C_2=B_2^+$,且删去B_2^-后,有$C_3=B_3^+$,故令$C_1^*=C_1\vee B_3^-$,则$S'=S_1\wedge S_2\wedge S_3\wedge S^{**}$是标准矛盾体,其中$S^{**}=C_1^*\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_4$。

定理7 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体,其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$,若存在$C_i(1<i\leqslant n)$只含有文字块$B_i^+$且删去$C_{i+1},\cdots,C_{n+1}$中存在的$B_i^-$后,存在$k(i<k\leqslant n)$满足子句$C_{k+1},\cdots,C_{n+1}$中都不含有子句$B_{k-1}^-,\cdots,B_1^-$,令$C_j^*=C_j\vee B_k^+(j<k,j\neq i)$,则$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^{**}$是标准矛盾体,其中$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j^*\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$。

证明:类似定理5。

例5 设$B_i^+,B_i^-,S_i(i=1,2,3)$和例1相同,令$B_4^+=p_8$,$B_4^-=p_9\vee\sim p_8$,$S_4=\sim p_9\vee\sim p_8$,$C_1=B_1^+$,$C_2=B_2^+$,$C_3=B_3^+\vee B_2^-\vee B_1^-$,$C_4=B_4^+\vee B_3^-\vee B_2^-$,$C_5=B_4^-\vee B_2^-$,$S^*=\bigwedge_{i=1}^{5}C_i$,则$S=S^*\wedge S_1\wedge\cdots\wedge S_4$是子句正则矛盾体。因为$C_2=B_2^+$,且删去$B_2^-$后,$C_4,C_5$都不含$B_1^-,B_2^-$,所以可令$C_1^*=C_1\vee B_3^+$,则$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_4\wedge S^{**}$是标准矛盾体,其中$S^{**}=C_1^*\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_5$。

定理8 设S_1是文字块矛盾型,S_2是S_1的互补矛盾集,令$S=S_1\wedge S_2$,S_1中存在子句只含有一个文字块L,在S中删去所有含L的子句,得到S'。

1)若$S'=\emptyset$,则S可满足;

2)若$S'\neq\emptyset$,则在S'中的所有元素中再删去$\bar{L}$,得到S'',则S恒假当且仅当S''恒假,其中$\bar{L}$为对于给定的子句集M,有M,$L\wedge M$,$M\wedge\bar{L}$都是可满足的,但是$L\wedge M\wedge\bar{L}$是不可满足的,即$(L,\bar{L})$是M的互补子句对。

证明:$S=M\wedge L\wedge(C_1\wedge\cdots\wedge C_m)\wedge(D_1\wedge\cdots D_n)\wedge S_0=M\wedge(L\wedge(L\vee(C_1'\wedge\cdots C_m')))\wedge(\bar{L}\vee(D_1'\wedge\cdots\wedge D_n'))\wedge S_0=(M\wedge L)\wedge(\bar{L}\vee(D_1'\wedge\cdots\wedge D_n'))\wedge S_0=(M\wedge L\wedge\bar{L})\vee(M\wedge L\wedge(D_1'\wedge\cdots\wedge D_n'))\wedge S_0=M\wedge L\wedge(D_1'\wedge\cdots\wedge D_n')\wedge S_0$,因此,$S''=M\wedge(D_1'\wedge\cdots\wedge D_n')\wedge S_0$。其中,$C_i(1\leqslant i\leqslant m)$是含L的子句,$D_j(1\leqslant j\leqslant n)$是含$\bar{L}$的子句,$S_0$是不含$L,\bar{L}$的子句的集合。

由定理8知,定理6和定理7以及定理4和定理5是等价的。

3.3 子句不可添加性质

引理2 设$S_i(1\leqslant i\leqslant n)$是子句集且不是标准矛盾体,且它们之间没有公共的文字,则$S_1\wedge S_2\wedge\cdots\wedge S_n$不是标准矛盾体。

推论3 设$S^*=S\wedge B_1\wedge\cdots\wedge B_n$,其中$(B_1,\cdots,B_n)$中没有S的互补子句对,$S\wedge B_i(1\leqslant i\leqslant n)$不是标准矛盾体,且$B_i$,

$B_j(i\neq j)$没有公共文字，则$S_1\wedge B_1\wedge\cdots\wedge B_n$不是标准矛盾体。

证明：$S\wedge B_1\wedge\cdots\wedge B_n=(S_1\wedge B_1)\wedge(S_2\wedge B_2)\wedge\cdots\wedge(S_n\wedge B_n)\wedge S_{n+1}$。

其中，S_i，B_i有公共的文字，S_i，$B_j(i\neq j)$没有公共文字，由引理2知，$S_1\wedge B_1\wedge\cdots\wedge B_n$不是标准矛盾体。

引理3 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体，其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$。对于$B_i^+\subseteq C_i(1\leqslant i\leqslant n)$都能找到一个子句序列，使得$B_i^+$，$B_i^-$是$S_1\wedge\cdots\wedge S_n$的唯一互补子句对。

证明：首先选定子句$B_i^+\subseteq C_i$，对于子句$C_j(j<i)$选取文字块B_j^+，得到$(B_1^+,\cdots,B_{i-1}^+)$，对于子句$C_{i+1},\cdots,C_n,C_{n+1}$，设$B_i^-\subseteq C_{l_1}$，$B_{l_1}^-\subseteq C_{l_2}$，$\cdots$，$B_{l_k}^-\subseteq C_{n+1}$，$B_{l_k}^-$则有两种情况：1）$(B_i^+,\cdots,B_{l_1-1}^+,B_i^-,B_{l_1+1}^+,\cdots,B_{n-2}^+,B_{l_{k-1}}^-,B_n^-)$，显然序列中$B_i^+$，$B_i^-$是$S_1\wedge\cdots\wedge S_n$的唯一互补子句对；2）$(B_i^+,\cdots,B_{l_1-1}^+,B_i^-,B_{l_1+1}^+,\cdots,B_{n-2}^+,B_{n-1}^+,B_{l_k}^-)$，在如上选取的序列中，显然，$B_i^+$，$B_i^-$是$S_1^*\wedge\cdots\wedge S_n^*$的唯一互补子句对。

推论4 如果$C_i(1<i\leqslant n)$至少含有两个文字块，则可选出一个序列，使得该序列只含有B_1^+，B_1^-是$S_1\wedge\cdots\wedge S_n$的唯一互补子句，且不含有$B_j^+(1<j\leqslant n)$。

证明：方法和引理3类似。

定理9 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体，其中，$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，令$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n$，$C_j{}'=C_j\vee B_j{}'$，如果$B_j{}'$不是$B_i^+$，$B_i^-(1\leqslant i\leqslant n)$关于$S'$的互补子句且$B_j{}'\wedge S'$不是标准矛盾体，则$S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^{**}$不是标准矛盾体，其中$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j{}'\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$。

证明：由引理3可从S^*中得到一个序列，使得序列中的B_j^+，B_j^-是$S_1\wedge\cdots\wedge S_n$的唯一互补子句，如$(B_{1k},\cdots,B_{j-1,k},B_j^+,B_{j+1,k},\cdots,B_j^-,\cdots,B_{nk})$，将$B_j{}'$替换其中的$B_j^+$得到序列$(B_{1k},\cdots,B_{j-1,k},B_j{}',B_{j+1,k},\cdots,B_j^-,\cdots,B_{nk})$中没有S的互补子句对，不失一般性，设$B_j{}'$与$B_{1k}$含有部分公共文字，令公共文字部分为$D_1$，即$B_j{}'=D_1\vee D_2$。由推论3知，$S'\wedge(B_{1k}\wedge D_1)\wedge\cdots\wedge B_{nk}$不是标准矛盾体，因此$S'\wedge B_{1k}\wedge\cdots\wedge B_j{}'\wedge\cdots\wedge B_{nk}$不是标准矛盾体，故$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。

定理10 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体，其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，令$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n$，且$C_i(1<i\leqslant n)$至少含有两个文字块，令$C_j{}'=C_j\vee B_j{}'$，如果$B_j{}'$是$B_k^+(k>j)$关于$S'$的互补子句对且$B_j{}'\wedge S'$不是标准矛盾体，$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j{}'\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，则$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。

证明：不失一般性，设$j=1$，根据推论4，从S^*中可得一个序列，使得这个序列中的B_1^+，B_1^-是S'的唯一互补子句对且不含有$B_k^+(1<k\leqslant n)$，如$(B_1^+,B_1^-,\cdots,B_{nk},B_{n+1,k})$，将$B_1{}'$代入所选的序列得到$(B_1{}',B_1^-,\cdots,B_{nk},B_{n+1,k})$中没有$S'$的互补子句对。由推论3知，$S'\wedge B_1{}'\wedge\cdots\wedge B_{nk}\wedge B_{n+1,k}$不是标准矛盾体，则$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。对于$j\neq1$的情况，通过定理8，删去$C_1,\cdots,C_n$中只含一个文字块的子句后，即可转化为$j=1$的情况。综上，$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。

定理11 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体，其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，令$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n$，且$C_i(1<i\leqslant n)$至少含有两个文字块，令$C_j{}'=C_j\vee B_j{}'$，如果$B_j{}'$是$B_k^-(k>j)$关于$S'$的互补子句对，且$B_j{}'\wedge S'$不是标准矛盾体，$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j{}'\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$且$C_{k+1},C_{k+2},\cdots,C_n$中至少包含$\{B_1^-,B_2^-,\cdots,B_{k-1}^-\}$中的一个，则$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。

证明：1）不失一般性，令$C_1{}'=C_1\vee B_1{}'$，且S^{**}中每个子句至少含有两个文字块，且$B_1{}'=B_j^+$，$C_{j+1},C_{j+2},\cdots,C_n$中至少有一个含有$\{B_1^-,B_2^-,\cdots,B_{k-1}^-\}$中的一个，不妨设$C_k$含有$B_i^-(1\leqslant i\leqslant j-1)$，设$B_{i_1}^-\subseteq C_i$，$B_{i_2}^-\subseteq C_{i_1}$，$\cdots$，$B_1^+\subseteq C_{i_m}$，则$C_2$到$C_i$可以选取子句序列$(B_{i_1}^-,B_{i-1}^+,\cdots,B_{i_2}^-,B_{i_1-1}^+,\cdots,B_1^-,B_{i_m-1}^+,\cdots,B_2^+)$，而$C_{i+1}$到$C_{k-1}$选取$(B_{i+1}^+,B_{i+2}^+,\cdots,B_{k-1}^+)$，设$B_k^-\subseteq C_{k_1}$，$B_{k_1}^-\subseteq C_{k_2}$，$\cdots$，$B_{k_l}^-\subseteq C_n$，则$C_k$到$C_{n+1}$中选取$(B_i^-,B_{k+1}^+,\cdots,B_k^-,B_{k_1},\cdots,B_{k_l})$，经过如上选取过程得到的序列中不含有$S'$互补子句，即子句集$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。

2）$C_j{}'=C_j\vee B_j{}'(j\neq1)$的情况可以通过定理8，转换成1）的情况。综上，$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。

定理12 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体，其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，令$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n$，且$C_i(1<i\leqslant n)$至少含有两个文字块，令$C_j{}'=C_j\vee B_j{}'$，如果$B_j{}'$满足$B_j{}'\wedge S'$是标准矛盾体，$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j{}'\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，则$S'\wedge S^{**}$是标准矛盾体。

证明：类似于定理4。

定理13 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体，其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，令$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n$，且$C_i(1<i\leqslant n)$至少含有两个文字块，$B_j{}'$是子句，令$C_j{}'=C_j\vee B_j{}'$，$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j{}'\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，则$S'\wedge S^{**}$是标准矛盾体当且仅当满足定理4—定理7、定理12这5种情况。

证明：充分性由定理4—定理7、定理12可证。必要性证明如下：根据定理8，定理6和定理7可以转化成定理4和定理5。子句$B_j{}'$与S^*的合并析取包括以下4种情况：

1）如果$B_j{}'$不是B_i^+，$B_i^-(1\leqslant i\leqslant n)$关于$S'$的互补子句且$B_j{}'\wedge S'$不是标准矛盾体，由定理9知，$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。

2）如果$B_j{}'$是$B_k^+(k>j)$关于S'的互补子句对，且$B_j{}'\wedge S'$不是标准矛盾体，由定理10知，$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。

3）如果$B_j{}'$是$B_k^-(k>j)$关于S'的互补子句对，且$B_j{}'\wedge S'$不是标准矛盾体：

（1）$C_{k+1},C_{k+2},\cdots,C_n$中至少包含$\{B_1^-,B_2^-,\cdots,B_{k-1}^-\}$中的一个，则由定理11知$S'\wedge S^{**}$不是标准矛盾体。

（2）若k满足子句$\{B_{k-1}^-,\cdots,B_1^-\}$不在子句$C_{k+1},\cdots,C_{n+1}$中出现，则由定理5知$S'\wedge S^{**}$是标准矛盾体。

4）如果$B_j{}'\wedge S'$是标准矛盾体，由定理12知，$S'\wedge S^{**}$是标准矛盾体。

综上，必要性得证。

3.4 互补矛盾集的性质

定理14 设$S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$为子句正则矛盾体，其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，令$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_n$，若存在$D\neq B_i^-$，有$D,B_i^+(1\leqslant i\leqslant n)$是$S_i$的互补子句对，若$B_i^-\subseteq C_j$，则令$C_j{}'=(C_j\setminus B_i^-)\vee D$，$S^{**}=C_1\wedge\cdots\wedge C_j{}'\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$，则$S'\wedge S^{**}$是标准矛盾体。

证明：仅需证明$(S\setminus C_j)\wedge D$是标准矛盾体。显然，$(S^*\setminus$

C_j)$\wedge B_i^-$ 是文字块矛盾型,则从($S^*\backslash C_j$)中任意选取文字块序列,其中要么含有文字块互补对(B_k^-,B_k^+)($k\neq i$),要么含有B_i^+,故($S^*\backslash C_j$)$\wedge D$ 是文字块矛盾型。因此,$S_1^*\wedge S_2^*\wedge\cdots\wedge S_n^*\wedge S^{**}$ 是标准矛盾体。

定理 15 设 $S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$ 为子句正则矛盾体,其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$,若存在$C_i$($1<i\leqslant n$)只含有文字块$B_i^+$,则做$B_i^-$ 和S_j($1\leqslant j<i$)的合并析取,得到新的子句集S_j^*,则$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_j^*\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$,有$S'$是标准矛盾体。

证明:类似于定理 4。

定理 16 设 $S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$ 为子句正则矛盾体,其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$,若存在 i($1<i\leqslant n$)满足子句$C_{i+1},\cdots,C_{n+1}$ 中都不含有子句$\{B_{i-1}^-,\cdots,B_1^-\}$,则将$B_i^+$ 和S_j($1\leqslant j<i$)进行合并析取,构成新的子句集S_j^*,令$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_j^*\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$,则$S'$是标准矛盾体。

证明:类似于定理 5。

定理 17 设 $S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$ 为子句正则矛盾体,其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$,若存在$C_i$($1<i\leqslant n$)只含有文字块$B_i^+$ 且删去$C_{i+1},\cdots,C_{n+1}$中存在的B_i^- 后,存在C_k($i<k\leqslant n$)只含有一个文字块B_k^+,则做B_k^- 和S_j($1\leqslant j<i$)的合并析取,构成新的子句集S_j^*,令$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_j^*\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$,则$S'$是标准矛盾体。

证明:类似于定理 6。

定理 18 设 $S=S_1\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$ 为子句正则矛盾体,其中$S^*=C_1\wedge C_2\wedge\cdots\wedge C_{n+1}$,若存在$C_i$($1<i\leqslant n$)只含有文字块$B_i^+$ 且删去$C_{i+1},\cdots,C_{n+1}$中存在的B_i^- 后,存在 k($i<k\leqslant n$)满足子句$C_{k+1},\cdots,C_{n+1}$中都不含有子句$\{B_{k-1}^-,\cdots,B_1^-\}$,则将$B_k^+$ 和S_j($1\leqslant j<k,j\neq i$)进行合并析取,构成新的子句集S_j^{**},令$S'=S_1\wedge\cdots\wedge S_j^*\wedge\cdots\wedge S_n\wedge S^*$,则$S'$是标准矛盾体。

证明:类似于定理 7。

4 算法框架

注 2:算法 1 是用三组文字块互补对生成一类特殊的文字块矛盾型,其中D_i是由$B_1^-,\cdots,B_{i-1}^-$ 的子集中的元素析取生成的子句。

算法 1 用三组文字块生成文字块矛盾型

输入:三组文字块 $B_1^-,B_2^-,B_3^-,B_1^+,B_2^+,B_3^+$

输出:文字块矛盾型 $S=F(B_1^-,B_2^-,B_3^-,B_1^+,B_2^+,B_3^+)$

1. 初始化 S
2. For i=1:2 do
3. If i=2
4. $D_2(i)\leftarrow\varnothing$
5. Else
6. $D_2(i)\leftarrow B_1^-$
7. End if
8. End for
9. $D_3\leftarrow D_2$
10. For X in D_2
11. $D_3=D_3+X\vee B_2^-$
12. End for
13. $C_1\leftarrow B_1^+$
14. $C_2\leftarrow B_2^+\vee B_1^-$
15. $C_3\leftarrow B_3^+\vee B_2^-\vee D_2$
16. $C_4\leftarrow B_3^-\vee D_3$
17. 得到用这 4 个子句生成的所有的矛盾体 $S=C_1\wedge C_2\wedge C_3\wedge C_4$

例 6 本例给出算法 1 用三组文字块生成文字块矛盾型的计算实例。

输入:$B_1^-=\sim p_1\vee p_2$,$B_2^-=p_4$,$B_3^-=p_6\vee\sim p_5$,$B_1^+=p_1$,$B_2^+=p_3$,$B_3^+=p_5$(其中,p_i是文字,$i=1,\cdots,6$)

输出:仅给出部分结果

$S[1][1]=(p_1)\wedge(p_3\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge(p_5\vee p_4\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge((p_6\vee\sim p_5)\vee(\sim p_1\vee p_2))$

$S[1][3]=(p_1)\wedge(p_3\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge(p_5\vee p_4\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge((p_6\vee\sim p_5)\vee(\sim p_1\vee p_2)\vee p_4)$

$S[2][4]=(p_1)\wedge(p_3\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge(p_5\vee p_4)\wedge((p_6\vee\sim p_5)\vee p_4)$

注 3:算法 2 是输入 3 个标准矛盾体,然后给出一个子句正则矛盾体。首先选择 6 个子句作为文字块,然后用算法 1 生成文字块矛盾型,再添加对应的互补矛盾集得到子句正则矛盾体。可通过改变算法 1 生成更多的文字块矛盾型,来生成更多的子句正则矛盾体。

算法 2 用 3 个矛盾体生成子句正则矛盾体

输入:矛盾体$\bigwedge_{i=1}^{n_1}B_{1i}$,$\bigwedge_{i=1}^{n_2}B_{2i}$,$\bigwedge_{i=1}^{n_3}B_{3i}$

输出:矛盾体 SC

1. 初始化 SC
2. $X_1\leftarrow\bigwedge_{i=1}^{n_1}B_{1i}$,$X_2\leftarrow\bigwedge_{i=1}^{n_2}B_{2i}$,$X_1\leftarrow\bigwedge_{i=1}^{n_3}B_{3i}$
3. For each X_i($i\leftarrow 1$ to 3)
4. 从X_i中随机选择两个子句B_i^+,B_i^-
5. End for
6. 用算法 1 生成文字块矛盾型 $S=F(B_1^-,B_2^-,B_3^-,B_1^+,B_2^+,B_3^+)$
7. 生成互补矛盾集$S^*=(\bigwedge_{i=1}^{n_1}B_{1i}\backslash(B_1^+\wedge B_1^-))\wedge(\bigwedge_{i=1}^{n_2}B_{2i}\backslash(B_2^+\wedge B_2^-))\wedge(\bigwedge_{i=1}^{n_3}B_{3i}\backslash(B_3^+\wedge B_3^-))$
8. 生成矛盾体 $SC=S\wedge S^*$

例 7 本例给出算法 2 用 3 个矛盾体生成子句正则矛盾体的计算实例。

输入:$\bigwedge_{i=1}^{n_1}B_{1i}=p_1\wedge(\sim p_1\vee p_2)\wedge\sim p_2$,$\bigwedge_{i=1}^{n_2}B_{2i}=p_3\wedge p_4\wedge(\sim p_3\vee\sim p_4)$,$\bigwedge_{i=1}^{n_3}B_{3i}=p_5\wedge(p_6\vee\sim p_5)\wedge(p_7\vee\sim p_6)\wedge(\sim p_7\vee\sim p_5)$

输出:仅给出部分结果

$S[1][1]=(p_1)\wedge(p_3\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge(p_5\vee p_4\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge((p_6\vee\sim p_5)\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge((\sim p_2)\wedge(\sim p_3\vee\sim p_4)\wedge((p_7\vee\sim p_6)\wedge(\sim p_7\vee\sim p_5)))$

$S[1][3]=(p_1)\wedge(p_3\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge(p_5\vee p_4\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge((p_6\vee\sim p_5)\vee(\sim p_1\vee p_2)\vee p_4)\wedge((\sim p_2)\wedge(\sim p_3\vee\sim p_4)\wedge((p_7\vee\sim p_6)\wedge(\sim p_7\vee\sim p_5)))$

$S[2][4]=(p_1)\wedge(p_3\vee(\sim p_1\vee p_2))\wedge(p_5\vee p_4)\wedge((p_6\vee\sim p_5)\vee p_4)\wedge((\sim p_2)\wedge(\sim p_3\vee\sim p_4)\wedge((p_7\vee\sim p_6)\wedge(\sim p_7\vee\sim p_5)))$

结束语 本文基于命题逻辑,用多个矛盾体生成一个文字块矛盾型,系统地讨论了一类特殊的文字块矛盾型生成的

矛盾体的性质；研究了子句正则矛盾体添加子句需要满足的特殊结构和添加的子句需要满足的特殊条件。研究结果有助于丰富自动演绎理论，有望为新的矛盾体的生成方法提供参考。本文的不足之处在于，我们需要借助已有的矛盾体生成新的矛盾体，未来希望找到新的统一形式的标准矛盾体或者新的自动生成标准矛盾体的策略和算法。

参 考 文 献

[1] BECKERT B，HAHNLE R. Reasoning and verification：State of the art and current trends[J]. IEEE Intelligent Systems，2014，29(1)：20-29.

[2] WITHERELL P，KRISHNAMURTY S，GROSSE I R，et al. Improved knowledge management through first-order logic in engineering design ontologies[J]. AI EDAM，2010，24(2)：245-257.

[3] WANG Z，YAN S，WANG H，et al. An overview of microsoft deep qa system on stanford webquestions benchmark[J/OL]. [2018-09-15]. https://www. microsoft. com/en-us/research/publication/an-overview-of-microsoft-deep-qa-system-on-stanford-webquestionsbenchmark，2014.

[4] BIBEL W. Artificial Intelligence in a historical perspective [J]. AI Communications，2014，27(1)：87-102.

[5] KALISZYK C，URBAN J. Mizar 40 for mizar 40[J]. Journal of Automated Reasoning，2015，55(3)：245-256.

[6] KALISZYK C，URBAN J. Learning-assisted automated reasoning with Flyspeck[J]. Journal of Automated Reasoning，2014，53：173-213.

[7] ZOU L，LIU D，ZHENG H L. (α，β)-Generalized Lock Resolution of Intuitionistic Fuzzy Logic[J]. Journal of Frontiers of Computer Science and Technology，2015，9(8)：1004-1009.

[8] MENG J. Resolution-based Automated Reasoning in Linguistic 2-Tuple[D]. Liaoning：Liaoning Normal University，2018.

[9] LI X N. The Study of (α，β)-Linear Resolution Method for Intuitionistic Fuzzy Logic[D]. Liaoning：Liaoning normal University，2017.

[10] 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.

[11] CAO F，XU Y，LIU J，et al. CSE_E 1. 0：Anintegrated automated theorem prover for first-order logic[J]. Symmetry，2019，11(9)：1142.

[12] CAO F，XU Y，CHEN S W，et al. A contradiction separation dynamic deduction algorithm based on optimized proof search[J]. International Journal of Computational Intelligence Systems，2019，12(2)：1245-1254.

[13] CAO F，XU Y，LIU J，et al. A multi-clause dynamic deduction algorithm based on standard contradiction separation rule[J]. Information Sciences，2021，566：281-299.

[14] ZHONG J，XU Y，CAO F. A Novel Combinational ATP Based on Contradiction Separation for First-Order Logic[J]. International Journal of Computational Intelligence Systems，2020，13(1)：672-680.

[15] LIU P Y，XU Y，LIU J，et al. Fully reusing clause deduction algorithm based on standard contradiction separation rule[J]. Information Sciences，2023，622：337-356.

[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] HE X X，LI Y F，FENG Y F. On structures of regular standard contradictions in propositional logic[J]. Information Sciences，2022，586：261-278.

[18] LI X Y，HE X X，MA X，et al. A new contradiction generation method in propositional logic[J]. Computer Engineering & Science，2023，45(6)：1134-1140.

[19] LIU X H. Automatic Reasoning Based on the Reduced Method [M]. Beijing：Science Press，1994.

WANG Chenglong，born in 1999，master. His main research interests include propositional logic and deep 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.

（责任编辑：喻藜）