

项重写系统弱基终止性的归纳证明^{*}

An Inductive Proving Method for Weakly Ground Termination of Term Rewriting Systems

冯 速

(北京师范大学计算机系 北京100875)

Abstract This paper proposes a novel method for proving weakly ground termination in a restricted domain of a term rewriting system based on structural and cover set induction. For this purpose, we introduce the concepts of base set and set of ground terms defined recursively over base sets, which plays a crucial role in the inductive method. The method can be used for non-terminating, non-confluent and/or non-linear term rewriting systems, and have application in inductive equivalence testing and program verification.

Keywords Weakly ground termination, Induction, Term rewriting systems, Automated proving

1. 引言

项重写系统是一种受到广泛研究和应用的形式计算模型。一个项重写系统由一组称为重写规则的定向等式组成。例如,下面的 R 是一个由五个重写规则组成的、定义用 $\mathcal{T}(\{0, s\})$ 表示的自然数集 $\mathcal{N}$ 上的两倍函数 $d(x) = 2 \times x, \mathcal{N} \rightarrow \mathcal{N}$ 的项重写系统:

$$R = \begin{cases} d(x) & \rightarrow if(x, 0, s(s(d(x-s(0)))) \\ if(0, y, z) & \rightarrow y \\ if(s(x), y, z) & \rightarrow z \\ x=0 & \rightarrow x \\ s(x)=s(y) & \rightarrow x=y \end{cases}$$

项重写系统的计算基于代入、匹配及替换,除具有方向性外,与等式推导一致。虽然项重写系统形式简单,计算单纯,但它同时又具有与 λ 计算及图灵机相同的计算能力,正是它的简洁性及计算能力使它受到广泛的研究和应用:项重写系统为抽象数据类型提供模型、为函数型语言提供操作语义、为定理自动证明提供推理工具,对于项重写系统本身也有大量的研究,如合流性、终止性、等价性等^[1-3,4]。

与终止性相关联的主要概念有五个(见定义1): (基)终止性、弱(基)终止性、在特定领域的终止性、在特定领域的弱终止性以及可达性。弱(基)终止性和在特定领域的终止性是(基)终止性的两种不同的一般化;在特定领域的弱终止性是弱基终止性和在特定领域的终止性的一般化;而可达性则是在特定领域的弱终止性的一般化,在一些应用中,我们需要讨论在特定

领域的弱终止性或可达性。例如,在特定领域下项重写系统等价性归纳证明^[3]中,要求所涉项重写系统在该领域具有弱终止性;而在文[5]中,则要求所涉项重写系统具有特定形式的可达性。

证明项重写系统 R 具有(基)终止性的方法本质上是给出与 R 相容且对于替换稳定的良序。然而,这一受到广泛研究的方法不适用于证明在特定领域的弱终止性及可达性。这是因为,对于在特定领域具有弱终止性但不具有基终止性的项重写系统来说,不存在这样的良序。例如,后面将证明前述项重写系统 R 在 $\mathcal{T}(\{0, s, d, if\})$ 具有弱基终止性(例1,例2);但它不具有基终止性;甚至它不具有弱基终止性; $d(0-s(0))$ 无正规形。

本文讨论在特定领域的弱终止性,提出证明这一性质的归纳方法。底集(base set)及在底集上递归定义的基项集(set of ground terms defined recursively over base set)的概念是本方法的关键。找出适当底集是本文的另一目标。同时,作为下一步的研究课题,文中还将扼要探讨本方法的自动化问题。

本方法可以应用于项重写系统等价性归纳证明及程序正确性证明领域。

2. 终止性

以下假定读者熟悉项重写系统的基本概念。有关术语及概念请参照文[4]及文[5]。这里仅给出下文中所用的一些术语和记号如下:

F 是所有所涉函数符号的集合, X 是变量集合。对

^{*} 国家自然科学基金(重点项目)资助项目(19931020),冯 速 博士,副教授,主要研究方向为符号计算与自动证明。

于任意的函数符号集 H , $\mathcal{F}(H, X)$ 是由 H 和 X 中符号构成的所有项的集合, $\mathcal{F}(H)$ 是由 H 中符号构成的所有基项的集合, 对于任意的项 t, X_i 是在 t 中出现的变量的集合; $\mathcal{O}(t)$ 是 t 的位集 (the set of occurrences); $Top(t)$ 是出现于 t 的根的函数符号或变量, $\leq$ 是 $\mathcal{O}(t)$ 上的字首顺序. 对于 $u \in \mathcal{O}(t)$, t/u 是 t 的在位置 u 的子项, 对于 $u_1, \dots, u_n \in \mathcal{O}(t)$ 及 $t_1, \dots, t_n \in \mathcal{F}(F, X)$, $t[u_1 \leftarrow t_1, \dots, u_n \leftarrow t_n]$ 是用 $t_1, \dots, t_n$ 同时分别替换 t 中在位置 $u_1, \dots, u_n$ 的子项而得到的项, σ 表示代换, $t\sigma$ 是将 σ 应用于 t 所得到的项, R 表示 $\mathcal{F}(F, X)$ 上的项重写系统, L_R 是 R 中重写规则左部所成集合, 对于项 t , $NF_R(t)$ 是 R 下的 t 的正规形的集合.

在以下论述中, C 为满足 $C \subseteq H$ 的特定非空函数符号集. 它与构造子系统中的构造子集类似, 但不要求对所有的 $t \in \mathcal{F}(F)$ 都有在 R 下 $t \rightarrow s$ 成立的 $s \in \mathcal{F}(C)$.

定义1 设 R 为 $\mathcal{F}(F, X)$ 上任意项重写系统:

1) R 具有(基)终止性当且仅当对于任意的(基)项 t , 不存在由 t 开始的无穷归约 $t \rightarrow t_1 \rightarrow t_2 \rightarrow \dots$;

2) R 具有弱(基)终止性当且仅当对于任意的(基)项 t , 存在正规形 s , 使得 $t \rightarrow^* s$ 成立;

3) R 在特定领域(基项的特定子集) T 具有终止性当且仅当对于 T 中的任意项 t , 不存在由 t 开始的无穷归约 $t \rightarrow t_1 \rightarrow t_2 \rightarrow \dots$;

4) R 在特定领域 T 具有弱终止性当且仅当对于 T 中的任意项 t , 存在正规形 s , 使得 $t \rightarrow^* s$ 成立;

5) 对于基项的子集 T 及 T' , T 在 R 可达 T' 当且仅当对于 T 中的任意项 t , 存在 T' 中的项 t' , 使得 $t \rightarrow^* t'$ 成立.

由定义易见, 在特定领域的弱终止性是弱基终止性的一般化, 而可达性又是在特定领域的弱终止性的一般化.

3. 在特定领域的弱终止性的归纳证明

为了获得在特定领域的弱终止性的归纳证明方法, 我们需要以下定义及命题. 其中, 底集及在底集上递归定义的基项集的概念是关键性的概念.

定义2 满足以下条件的有限集 $B \subseteq \mathcal{F}(F, X)$ 称为底集:

1) 对于任意的 $t \in B$, t 是线性的, 且 $Top(t) \in C \cup X$;

2) 对于任意的 $t, s \in B$, 若 $t \neq s$ 则 t 不与 s 的任意非变量子项单一化.

定义3 设 B 为底集, 递归定义基项集 $\mathcal{RD}(B)$ 及映射 $\mathcal{O}_B: \mathcal{RD}(B) \rightarrow 2^N$ 如下:

1) 对于任意的 $t \in \mathcal{F}(C)$, $t \in \mathcal{RD}(B)$ 且 $\mathcal{O}_B(t) = \emptyset$;

2) 对于任意的 $t \in \mathcal{F}(C, X) - X$ 及 $t_1, \dots, t_n \in \mathcal{RD}(B)$, 若 t 是线性的, $X_i = \{x_1, \dots, x_n\}$, $t/u_i = x_i$ ($i = 1, \dots, n$) 且 $Top(t) \in C$ ($i = 1, \dots, n$), 则 $t\{t_1/x_1, \dots, t_n/x_n\} \in \mathcal{RD}(B)$ 且 $\mathcal{O}_B(t\{t_1/x_1, \dots, t_n/x_n\}) = \bigcup_{i=1}^n \{u_i, u\} \cup \mathcal{O}_B(t_i)$;

3) 对于任意的 $t \in B$ 及 $t_1, \dots, t_n \in \mathcal{RD}(B)$, 若 $X_i = \{x_1, \dots, x_n\}$ 且 $t/u_i = x_i$ ($i = 1, \dots, n$), 则 $t\{t_1/x_1, \dots, t_n/x_n\} \in \mathcal{RD}(B)$ 且 $\mathcal{O}_B(t\{t_1/x_1, \dots, t_n/x_n\}) = \{A\} \cup \bigcup_{i=1}^n \{u_i, u\} \cup \mathcal{O}_B(t_i)$;

4) $\mathcal{RD}(B)$ 中无其它元素.

$\mathcal{RD}(B)$ 称为 B 上递归定义的基项集. 当基项的集合 $\mathcal{F}$ 对于某个底集 B 满足 $\mathcal{F} = \mathcal{RD}(B)$ 时, 称 $\mathcal{F}$ 为递归定义的基项集.

下面将给出在递归定义的基项集上弱基终止的归纳证明方法.

命题1 对于任意的底集 B , $\mathcal{O}_B$ 唯一确定.

证明: 只需证明对任意的 $t \in \mathcal{RD}(B)$, $\mathcal{O}_B(t)$ 唯一确定即可. 下面对 $t \in \mathcal{RD}(B)$ 的结构用归纳法证明上述论断. 若 $Top(t) \in C$, 则由定义存在 $t' \in B$, $X_i = \{x_1, \dots, x_n\}$ 和 $t'/u_i = x_i$ ($i = 1, \dots, n$), 及 $t_1, \dots, t_n \in \mathcal{RD}(B)$, 使得 $t = t'\{t_1/x_1, \dots, t_n/x_n\}$. 由归纳假设, 对于 $t_1, \dots, t_n \in \mathcal{RD}(B)$, $\mathcal{O}_B(t_1), \dots, \mathcal{O}_B(t_n)$ 均唯一确定. 因此, 由定义 $\mathcal{O}_B(t)$ 唯一确定. 其它情况的证明类似.

引理1 设 B 为底集. 对于任意的 $t \in \mathcal{RD}(B)$, 当且仅当 $t \in \mathcal{F}(C)$ 时 $\mathcal{O}_B(t) = \emptyset$.

证明: 由 $\mathcal{RD}(B)$ 及 $\mathcal{O}_B$ 的定义显然.

引理2 设 B 为底集. 对于任意的 $t \in \mathcal{RD}(B)$, $u \in \mathcal{O}_B(t)$ 及 $s \in \mathcal{F}(C)$, 有 $t[u \leftarrow s] \in \mathcal{RD}(B)$ 及 $|\mathcal{O}_B(t[u \leftarrow s])| < |\mathcal{O}_B(t)|$, 这里, $|A|$ 是集合 A 的元素个数.

证明: 对 $n = |\mathcal{O}_B(t)|$ 用归纳法证明引理.

$n = 0$ 时, 引理显然成立.

假设 $n < k$ ($k > 0$) 时引理成立, 证明 $n = k$ 时引理也成立.

(1) 设 $Top(t) \in C$.

当 $t/u = t$ 时, 引理显然成立. 否则, 由定义, 存在满足 $X_i = \{x_1, \dots, x_n\}$ 和 $t'/u_i = x_i$ ($i = 1, \dots, n$) 的 $t' \in B$, 及 $t_1, \dots, t_n \in \mathcal{RD}(B)$, 使得 $t = t'\{t_1/x_1, \dots, t_n/x_n\}$, 且对某个 u_i 和 $v \in \mathcal{O}_B(t_i)$ 有 $u = u_i \cdot v$. 显然有 $|\mathcal{O}_B(t_i)| < k$. 因此, 由归纳法假设, 有 $t_i[v \leftarrow s] \in \mathcal{RD}(B)$, $|\mathcal{O}_B(t_i[v \leftarrow s])| < |\mathcal{O}_B(t_i)|$. 由定义及 t' 的线性性, $t[u \leftarrow s] = t'\{t_1/x_1, \dots, t_n/x_n\}[u \leftarrow s] = t'\{t_1/x_1, \dots, t_{i-1}/x_{i-1}, t_i[v \leftarrow s]/x_i, t_{i+1}/x_{i+1}, \dots, t_n/x_n\}$ 且 $|\mathcal{O}_B(t[u \leftarrow s])| < |\mathcal{O}_B(t)|$.

(2) $Top(t) \in C$ 时的证明类似.

定理1 设 R 为项重写系统, B 为底集, 且满足以下条件: 1) 对于任意的 $t \in \mathcal{T}(C)$, $NF_R(t) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$; 2) 对于任意的 $t \in B$ ($X_i = \{x_1, \dots, x_n\}$) 及任意的 $s_1, \dots, s_n \in \mathcal{T}(C)$, $NF_R(t\{s_1/x_1, \dots, s_n/x_n\}) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$. 则对任意的 $t \in \mathcal{R}\mathcal{D}(B)$, $NF_R(t) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$.

证明: 设定理条件成立. 对 $|\mathcal{O}_B(t)|$ 使用归纳法证明定理.

若 $|\mathcal{O}_B(t)| = 0$, 则由引理1, 有 $t \in \mathcal{T}(C)$. 因此, 由条件1, $NF_R(t) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$.

若 $|\mathcal{O}_B(t)| > 0$, 则存在 $u \in \mathcal{O}_B(t)$, 使得对任意的 $v \in \mathcal{O}_B(t)$, $u \prec v$ 成立. 由 $\mathcal{O}_B$ 的定义, 存在 $T \in B$, $X_T = \{x_1, \dots, x_n\}$, 及 $s_1, \dots, s_n \in \mathcal{T}(C)$, 使得 $t/u = T\{s_1/x_1, \dots, s_n/x_n\}$. 由条件2, 存在 $s \in \mathcal{T}(C)$ 使得 $t/u \xrightarrow{*} s$. 由引理2, $t[u \leftarrow s] \in \mathcal{R}\mathcal{D}(B)$ 且 $|\mathcal{O}_B(t[u \leftarrow s])| < |\mathcal{O}_B(t)|$. 由归纳法假设, $NF_R(t[u \leftarrow s]) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$. 由此及 $t \xrightarrow{*} t[u \leftarrow s]$ 得 $NF_R(t) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$.

推论1 设 R 为项重写系统, B 为底集, 且满足以下条件: 1) 对于任意的 $t \in \mathcal{T}(C)$, $NF_R(t) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$; 2) 对于任意的 $t \in B$ ($X_i = \{x_1, \dots, x_n\}$) 及任意的 $s_1, \dots, s_n \in \mathcal{T}(C)$, 有 $NF_R(t\{s_1/x_1, \dots, s_n/x_n\}) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$, 则 R 在 $\mathcal{R}\mathcal{D}(B)$ 具有弱终止性.

例1 考虑下面的项重写系统 R :

$$R = \begin{cases} d(x) & \rightarrow f(x, 0, s(s(d(x-s(0)))))) \\ if(0, y, z) & \rightarrow y \\ if(s(x), y, z) & \rightarrow z \\ x-0 & \rightarrow x \\ s(x)-s(y) & \rightarrow x-y \end{cases}$$

我们通过验证推论1的条件证明 R 在 $\mathcal{R}\mathcal{D}(B)$ 具有弱终止性, 这里, $C = \{0, s\}$, $B = \{d(x)\}$.

条件1显然成立.

为验证条件2, 证明对任意 $t \in \mathcal{T}(C)$, 有

$$NF_R(d(t)) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset \quad (1)$$

为了证明(1), 对 $\mathcal{T}(C)$ 使用结构归纳法:

基底部分. 因为 $d(0) \rightarrow if(0, 0, s(s(d(0-s(0)))))) \rightarrow 0 \in \mathcal{T}(C)$, 所以(1)对 $t=0$ 成立.

归纳部分. 假设(1)对 $t \in \mathcal{T}(C)$ 成立, 证明(1)对 $s(t)$ 也成立. 重写 $d(s(t))$. 我们有 $d(s(t)) \rightarrow if(s(t), 0, s(s(d(s(t)-s(0)))))) \rightarrow s(s(d(s(t)-s(0)))) \rightarrow s(s(d(t-0))) \rightarrow s(s(d(t)))$. 由归纳法假设, 存在 $t' \in \mathcal{T}(C)$ 使得 $d(t) \xrightarrow{*} t'$. 因此, (1)对 $s(t)$ 成立.

4 底集

本节假定 R 和 C 为已给项重写系统和函数符号集, 且定理1中条件1成立. 以下给出一个构造满足定理1中条件2的底集的方法.

定义4 对于任意的项 t 和 s , $t \preceq s$ 当且仅当 $\exists \sigma_1, \sigma_2 t = s\sigma_1 \wedge s = t\sigma_2$. 即, $t \preceq s$ 表明在不考虑变量名字的情况下 t 和 s 相同.

定义5 对于任意的项 t , t 中出现的 t 的极大 C -子项的位集 $\mathcal{O}_M(t)$ 是满足以下条件的集合:

- 1) 对于任意的 $u \in \mathcal{O}_M(t)$, 有 $t/u \in \mathcal{T}(C, X)$;
- 2) 对于任意的 $u \in \mathcal{O}_M(t)$, 若 $t/u \in \mathcal{T}(C, X)$ 则存在 $u' \in \mathcal{O}_M(t)$, 使得 $u' \leq u$ 成立;
- 3) 对于任意的 $u, u' \in \mathcal{O}_M(t)$, 有 $u \preceq u'$.

定义6 设对项 t 有 $\mathcal{O}_M(t) = \{u_1, \dots, u_n\}$. 定义 t_Δ 如下:

$$t_\Delta = t[u_1 \leftarrow x_1] \dots [u_n \leftarrow x_n]$$

其中, $x_1, x_2, \dots, x_n \in X$ 且对 $1 \leq i, j \leq n$, 当且仅当 $t/u_i = t/u_j$ 时 x_i 与 x_j 为相同变量.

t_Δ 是通过用适当的变量替换 t 中极大 C -子项而得到的项.

命题2 对于任意项 t , 忽略变量名时 $\mathcal{O}_M(t)$ 及 t_Δ 唯一确定.

证明: 从定义显然.

定义7 构造项和项的集合如下:

- 1) $L = \{t_\Delta \mid t \in L_R \wedge Top(t) \in C \cup X\}$;
- 2) 对于 $t \in L$, $L(t) = \{l \in L_R \mid t_\Delta \preceq l\}$;
- 3) 对于 $t \in L$, t_Δ 是满足以下条件的项: (a) 所有的 $l \in L(t)$ 都是 t_Δ 的实例, (b) 对于 t_Δ 的任意真实例 s , 存在不是 s 的实例 $l \in L(t)$;
- 4) $B_0 = \{L_s \mid l \in L\}$;
- 5) B_1 是满足: 对任意的 $t \in B_0 - X$, 若 t 是线性的则存在 $l \in B_1$, 使得 $t \preceq l$ 的 B_0 的极小子集;
- 6) $B_R = \{t \in B_1 \mid X_t = \{x_1, \dots, x_n\} \wedge \forall s_1, \dots, s_n \in \mathcal{T}(C) NF_R(t\{s_1/x_1, \dots, s_n/x_n\}) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset\}$.

由以上定义及定理1, 显然以下论断成立:

定理2 若 $B \subseteq B_R$ 满足定义3中条件2, 则

- 1) B 是底集; 2) 对任意的 $t \in \mathcal{R}\mathcal{D}(B)$, $NF_R(t) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$; 3) R 在 $\mathcal{R}\mathcal{D}(B)$ 具有弱终止性.

例2 对于例1中的 R 及 $C = \{0, s\}$, $B_R = \{d(x), if(x, y, z)\}$: 由结构归纳法易证: 对于所有的 $s_1, s_2, s_3 \in \mathcal{T}(C)$, $NF_R(if(s_1, s_2, s_3)) \cap \mathcal{T}(C) \neq \emptyset$.

对于下面的项重写系统 R 及 $C = \{0, s\}$, 有 $L = \{f(g(x), y), L(f(g(x), y)) = L_R, (f(g(x), y))_\Delta = f(g(s(x)), s(0)), B_R = B_1 = B_0 = \{f(g(s(x)), s(0))\}$, B_R 是底集, R 在 $\mathcal{R}\mathcal{D}(B_R)$ 具有弱终止性.

$$R \begin{cases} f(g(s(0)), s(0)) & \rightarrow 0 \\ f(g(s(s(x))), s(0)) & \rightarrow s(x) \end{cases}$$

结束语 以上给出了证明项重写系统在递归定义的基项集具有弱终止性的归纳方法, 以及构造相应底集的方法. 虽然从所得集合的大小来看, 文中求底集的

SWEBOK: 软件工程知识体

SWEBOK: Software Engineering Body of Knowledge

白 征

(深圳职业技术学院计算机系 深圳518055)

Abstract The paper introduces the guide to Software Engineering Body of Knowledge, a project developed jointly by IEEE computer society and ACM. The background, objectives and viewpoints of the project are presented, with an emphasis on the core of the SWEBOK.

Keywords Software engineering, SWEBOK

1. 引言

尽管在现代社会中计算机软件处处可见,并在世界范围内已有不少的软件专业人员从事软件开发工作,软件工程却并没有被认为是一个合法的工程学科专业。自1993年以来,IEEE 计算机学会和 ACM 学会开始积极促进软件工程成为独立专业,并在1994年成立了一个专门小组负责研究这一问题。根据项目的规模和进展情况,软件工程势必成为等同于计算机工程、电气工程和建筑工程类的专业学科。1999年1月软件工程协调委员会(SWECC: Software Engineering Coordinating Committee)正式成立,替代了原来的专门小组接手了这一工作。为了促成软件工程成为独立的计算机技术学科专业,IEEE 计算机学会和 ACM 学会联合开展了三个项目来达到目的。1998年由 SWECC 发起的软件工程知识体(SWEBOK: Software Engineering Body of Knowledge)研究项目便是其中之一。另外两个研究项目分别是“软件工程专业课程计划”和“软件工程专业道德法律和专业实践”。

软件工程知识体指南(Guide to SWEBOK)分三个阶段完成,这三个阶段分别称为“草人(straw man)”、

“石人(stone man)和“铁人(iron man)”阶段。“草人”版 SWEBOK 指南于1998年9月完成,它形成了软件工程知识体的组成框架;“石人”版 SWEBOK 指南于2000年2月完成,是试用版,也是本文的主要参照;“铁人”阶段则将耗时三年,预定2003年完成,它将包括更深层次的分析 and 更广泛的评审过程,并包括试用所获的经验。

2. SWEBOK 项目的目标

SWECC 开展 SWEBOK 项目的目的是为了建立一组标准和规范,作为软件工程专业实践中进行产业决策、专业认证和制定教育课程计划的基础。该目标包括五点:①促进国际上对软件工程的一致理解,为达此目的,SWECC 聘请了42个国家的近500名专家承担了该项目的评审工作;②确定软件工程相对于其它学科,如计算机科学、工程管理、计算机工程和数学等的地位和范围;③描述软件工程学科内容和特征;④提供获取软件工程知识体相关信息的目录;⑤提供软件工程课程计划的开发、个人专业证书和专业许可的依据。

由于软件工程知识体是在30多年软件工程实践过程中发展而形成的产物,是现实存在的东西,因此 SWEBOK 项目的目的不在于描述该知识体本身,而在

方法可能不是最佳的,但从例2可以看出,该求法具有相当的一般性。底集定义中的条件2似乎可以去掉,但这会破坏 $\mathcal{O}_s$ 的唯一确定性,因而加大定理证明的难度。本方法适合于特定领域弱终止性证明的自动化。可以使用动态项重写计算^[2]进行形式自动证明,其实现细节将在今后的论文中进行论述。

参考文献

- 1 Dershowitz N. Termination of rewriting. J. Symb. Comput., 1987, 3: 69~115
- 2 Feng S, et al. Confluence property of simple frames in dynamic term rewriting calculus. IEICE Trans. Inf. & Syst., 1997, E80-D(6): 625~645
- 3 冯遂, 项重写系统的等价性的归纳证明. 计算机科学, 2000, 27(8): 5~7
- 4 Huet G. Confluent reductions: abstract properties and applications to term rewriting systems. J. ACM, 1980, 27: 797~821
- 5 Toyama Y. How to prove equivalence of term rewriting systems without induction. Theoret. Comput. Sci., 1991, 90: 369~390