——論　文——

条件付き項書換え系の合流性について

非会員　高橋宜孝 †　　正　員　酒井正彦 ††　　正　員　外山芳人††

On the confluence property of conditional term rewriting systems

Yoshitaka Takahashi†, *Nonmember*, Masahiko Sakai††, *Member*
and Yoshihito Toyama††, *Member*

あらまし　条件付き項書換え系 (CTRS) の合流条件はこれまで盛んに研究されてきた．しかし，これらの合流条件の多くは，CTRS の停止性を仮定している．停止性を仮定しない場合の合流条件に関しては，CTRS が左線形で危険対をもたないときに合流するという Klop と Bergstra の結果以外はほとんど知られていない．しかし，CTRS の中に危険対が存在していてもそれらがすべて不能であれば，CTRS は危険対をもたないシステムと同様に振舞うことが示される．本研究では，Kaplan によって提案された危険対の不能性という概念を利用して，Klop と Bergstra によって示された合流条件を拡張する．

キーワード　条件付き項書換え系，　合流性，　危険対，　不能性

1. はじめに

項書換え系（TRS）はプログラム変換や検証の理論的基礎をあたえるものとして，これまでさまざまな研究がおこなわれてきた(6),(9)．TRS とは，計算過程を項の書換えで表現した計算モデルであり，等式を左辺から右辺への書換え規則とみなすことにより計算を定義する．TRS の書換え規則に適用条件を付加することで，TRS の表現能力を自然に拡張することができる．このようなシステムを条件付き項書換え系（CTRS）とよぶ．CTRS は関数型言語と論理型言語の特徴をあわせもつので，関数・論理融合型言語の計算モデルとして理論と応用の両面で盛んに研究されている(1)~(5),(7),(8)．

計算モデルとしての CTRS の重要な性質に，“合流性” がある．CTRS が合流性をみたせば，どのような計算の道すじを通っても，得られる答は一意であることが保証されている．したがって，計算モデルにおいて柔軟な計算を可能とするためには合流性をみたすことが重要である．

これまでに知られている CTRS の合流条件の多くは，停止性を仮定し局所合流性を示すことによって導かれている(2),(3)．一方，停止性を仮定しない書換え系の場合には，局所合流性から合流性を導くことはできない．そのため，書換え規則が左線形で重なりがない場合の合流条件(1)を除いては，停止性をもたない CTRS の一般的な合流条件はほとんど知られていない．しかし，CTRS を関数・論理融合型言語の計算モデルとして考えた場合，重なりを持つ CTRS の合流条件についての研究も重要である．

書換え規則に重なりをもつ TRS の合流性の研究では，危険対(6),(9)の概念が重要な役割を果たす．TRS の危険対は CTRS では条件付きの危険対に拡張されるので，CTRS の合流条件を考察する場合には，条件部が成立しない危険対を無視することができる．このとき，条件部の成立しない危険対は不能であるという．危険対の不能性（infeasibility）の概念(7)は，Kaplan によってはじめて定義された．

本論文では，CTRS の危険対が不能になるための十分条件について考察し，左線形で重なりのある CTRS の新しい合流条件を明らかにする．ここで考察の対象とする CTRS は，比較的解析が容易であることと，計算機上で自然な実現が可能であることから，III_n型 CTRS と呼ばれるシステム(1)に限定している．

本論文の構成は次のとおりである．まずはじめに，本論文で必要となる定義をあたえる．次に，条件付き危険対の不能性による CTRS の合流条件について考

† 日立製作所日立研究所，日立市
Hitachi Research Laboratory, Hitachi Ltd, Hitachi-shi, 319-12 Japan
†† 北陸先端科学技術大学院大学情報科学研究科，石川県
School of Information Science, Japan Advanced Institute of Science and Technology, Ishikawa-ken, 923-12 Japan

察し，合流性をもつ CTRS の例を示す．

2. 諸 定 義

本節では，TRS と CTRS に関する基本的な用語や概念を文献 [1], [6] に準じて定義する．

2.1 項書換え系

項書換え系（TRS）は，関数記号の集合 $\mathcal{F}(=\{f,g,h,\ldots\})$，変数の集合 $\mathcal{V}(=\{x,y,z,\ldots\})$，書換え規則の集合 Rによって定義される．以後，書換え規則の集合を表す記号 Rで TRS を表すことがある．

項（$t,s,\ldots$）は写像 arity:$\mathcal{F}\rightarrow\mathcal{N}$を用いて，次のように再帰的に定義される．

［定義 2.1］ 項

（1） $x\in\mathcal{V}$は項である．

（2） $f\in\mathcal{F}$, $\mathrm{arity}(f)=n$ $(n\geqq 0)$ で，$t_1,\ldots,t_n$ が項のとき，$f(t_1,\ldots,t_n)$ も項である．

$\mathrm{arity}(f)=0$ である関数記号 fを**定数**（$a,b,\ldots$）と呼ぶ．$\mathcal{F}$と $\mathcal{V}$ から構成される項の集合を $\mathrm{Term}(\mathcal{F},\mathcal{V})$ で表す．ある項 t に出現している変数の集合を $\mathrm{Var}(t)$ で表す．

書換え規則を次のように定義する．

［定義 2.2］（書換え規則） 書換え規則とは，項 l,rの順序対 (l,r) で，$l\notin\mathcal{V}$かつ $\mathrm{Var}(l)\supseteq\mathrm{Var}(r)$ であるものをいう．これを $l\rightarrow r$で表す．

書換え規則 $l\rightarrow r$ の lに同じ変数が 2 回以上出現していなければ，その書換え規則は**左線形**であるという．また，Rのすべての規則が左線形であるとき，R**は左線形**であるという．

代入ρは，変数から項への写像である．これを任意の $t_1,\ldots,t_n\in\mathrm{Term}(\mathcal{F},\mathcal{V})$，$f\in\mathcal{F}$に対して，

$$\rho(f(t_1,\ldots,t_n))\equiv f(\rho(t_1),\ldots,\rho(t_n))$$

として項から項への写像へと拡張する．以後は$\rho(t)$ を $t\rho$と書く．ここで$\equiv$とは，字面上で等しいことを意味する記号である．

文脈 Cとは，$\mathrm{Term}(\mathcal{F}\cup\{\Box\},\mathcal{V})$ の要素のことである．ただし，$\Box$ は $\mathcal{F}$ に含まれない定数とし，$\Box$ がちょうど一個出現している文脈を $C[\ ]$ で表す．このとき，$C[t]$ は文脈 Cの中に出現する $\Box$ を項 t で置き換えて得られた項を表す．t は $C[t]$ の**部分項**であるといい，$C[t]\supseteq t$ と書く．さらに $C[\ ]\not\equiv\Box$ なら $C[t]\supset t$ と表す．

次に，書換え規則の集合 Rによる $\mathrm{Term}(\mathcal{F},\mathcal{V})$ 上の 2 項関係$\underset{R}{\rightarrow}$ を以下のように定義する．

［定義 2.3］

$$s\underset{R}{\rightarrow}t \overset{\mathrm{def}}{\Leftrightarrow} \begin{array}{l}\exists\, l\rightarrow r\in R, \exists C[\ ],\ \exists\rho,\\ s\equiv C[l\rho]\text{ かつ }t\equiv C[r\rho]\end{array}$$

関係 $s\underset{R}{\rightarrow}t$ は Rによる s から t への**リダクション**と呼ばれ，$l\rho$を**リデックス**という．ある項 t に Rのリデックスが存在しなければ，項 t は Rの**正規形**であるという．$\mathrm{NF}(R)$ で Rの正規形の集合を表す．

関係$\underset{R}{\rightarrow}$の反射的推移的閉包を$\overset{*}{\underset{R}{\rightarrow}}$で表す．$s\underset{R}{\leftrightarrow}t$ で，$s\underset{R}{\rightarrow}t$ または $t\underset{R}{\rightarrow}s$ を表す．$\underset{R}{=}$は$\underset{R}{\leftrightarrow}$の反射的推移的閉包を表す．また，$s\underset{R}{\downarrow}t$ は $\exists u, s\overset{*}{\underset{R}{\rightarrow}}u$ かつ $t\overset{*}{\underset{R}{\rightarrow}}u$ を意味する．

任意の項 tが無限のリダクション列 $t\underset{R}{\rightarrow}t_1\underset{R}{\rightarrow}t_2\underset{R}{\rightarrow}\cdots$ を持たないとき，R には**停止性**があるという．任意の項 s,t,u において， $u\overset{*}{\underset{R}{\rightarrow}}s$ かつ $u\overset{*}{\underset{R}{\rightarrow}}t$ ならば必ず $s\underset{R}{\downarrow}t$ が成立するとき，Rは**合流する**または**チャーチ・ロッサー（CR）**であるという．R が CR であるとき，任意の項 s，t に対して $s\underset{R}{=}t$ ならば $s\underset{R}{\downarrow}t$ が成立することが知られている [6]．以後 $\mathrm{CR}(R)$ と書いて，Rが CR であることを示す．

［定義 2.4］（書換え規則の重なりと危険対 [6]） $l_1\rightarrow r_1$と $l_2\rightarrow r_2$を Rの書換え規則とする．ここで，一般性を失うことなく二つの規則は異なる変数を持つものと仮定してよい [6]．ある文脈 $C[\ ]$ で $l_1\equiv C[s]$ かつ $s\notin\mathcal{V}$ で，最汎単一化子（m.g.u.）ρが存在して，$s\rho\equiv l_2\rho$であれば，二つの書換え規則 $l_1\rightarrow r_1$と $l_2\rightarrow r_2$は**重なる**という．このとき，$\langle C[r_1]\rho, r_2\rho\rangle$ を**危険対**という．（なお，$C[r_1]\rho\equiv r_2\rho$のときは，**自明な危険対**という．）ただし，同じ書換え規則同士の重なりについて考えるときは，$C[\ ]\not\equiv\Box$ とする．Rにおいて，任意の書換え規則に重なりがなければ，Rには**重なりがない**という．

2.2 条件付き項書換え系

条件付き項書換え系（CTRS）は，条件付き書換え規則の集合 R_cで定義される．本論文で考察の対象とする III_n型 CTRS の条件付書換え規則は,

$$l\rightarrow r\Leftarrow t_1\overset{*}{\rightarrow}n_1\wedge\cdots\wedge t_m\overset{*}{\rightarrow}n_m\ (m\geqq 0)$$

の形をしている [1]．$m=0$ のときは常に成立する条件（例えば $n_1\overset{*}{\rightarrow}n_1$) がついている規則であるとみなす．ここで，各 n_iは変数をもたない R_uの正規形である．ただし，R_uは R_cのすべての書換え規則の**条件部**（$t_0\overset{*}{\rightarrow}n_0\wedge\cdots\wedge t_m\overset{*}{\rightarrow}n_m$）を取り除いて得られる TRS である．また，**帰結部**とは $l\rightarrow r$のことをいう．なお

条件部に書かれている記号$\xrightarrow{*}$は条件を表しており，$\xrightarrow[R]{*}$とは意味が異なることに注意する．CTRS R_cにおいて，R_uが左線形ならばR_cは**左線形**であるという．

次に CTRS におけるリダクション関係を定義する(1)．まず，III$_n$型の CTRS R_c に対して，TRS R^n と R_ωを以下のように定める．

$$
\begin{aligned}
R^0 &= \phi \\
R^{k+1} &= \{l\rho \to r\rho \mid l \to r \Leftarrow t_1 \xrightarrow{*} n_2 \wedge \cdots \\
&\qquad \wedge t_m \xrightarrow{*} n_m \in R_c \text{ かつ } \forall i (t_i\rho \xrightarrow[R^k]{*} n_i)\} \\
R_\omega &= \bigcup_{i \in \mathcal{N}} R^i
\end{aligned}
$$

CTRS R_c のリダクション関係$\xrightarrow[R_c]{}$を$\xrightarrow[R_\omega]{}$で定義する．これによって，TRS において定義した用語や性質を CTRS に対しても同様に適用することができる．このとき，定義より $R^0 \subseteqq R^1 \subseteqq R^2 \subseteqq \cdots \subseteqq R_c \subseteqq R_u$ が成り立つ．このことから，任意の kに対して $\mathrm{NF}(R_u) \subseteqq \mathrm{NF}(R_c) \subseteqq \mathrm{NF}(R^k)$ である．

$\xrightarrow[R_c]{}$の定義より明らかに以下の補題が成立する．

［補題 2.1］ ある n が存在して，任意の $k \geqq n$ に対して $\mathrm{CR}(R^k)$ ならば，$\mathrm{CR}(R_c)$．

次に，CTRS R_cとそれによって定義される関係$\xrightarrow[R_c]{}$の例を示す．

［例 2.1］

$$
R_c : \begin{cases} f(x) \to a \Leftarrow g(x) \xrightarrow{*} b \\ g(x) \to b \end{cases}
$$

$R^0 = \phi$，$R^1 = \{g(a) \to b, g(b) \to b, \ldots\}$，$R^2 = R^1 \cup \{f(a) \to a, f(b) \to a, \ldots\}, \ldots$ である．したがって， $h(f(a)) \xrightarrow[R_c]{} h(a)$ が成立する．

TRS の危険対の概念を CTRS に対して自然に拡張すると次の定義が得られる．

［定義 2.5］(条件付き危険対(2)) R_cの書換え規則 $l_1 \to r_1 \Leftarrow \sigma_1$，$l_2 \to r_2 \Leftarrow \sigma_2$において，それぞれの帰結部から文脈$C[\ ]$と m.g.u. ρとで TRS の危険対 $\langle C[r_1]\rho, r_2\rho \rangle$ を作ることができるとき，

$$
\langle C[r_1]\rho, r_2\rho \rangle \Leftarrow \sigma_1\rho \wedge \sigma_2\rho
$$

を**条件付き危険対**と呼ぶ．このとき，書換え規則 $l_1 \to r_1 \Leftarrow \sigma_1$と $l_2 \to r_2 \Leftarrow \sigma_2$は**重なる**という．また，TRS の危険対と同様に，$C[r_1]\rho \equiv r_2\rho$であれば，これを**自明な条件付き危険対**と呼ぶ．（ただし，$(t_1 \xrightarrow{*} n_1 \wedge \cdots \wedge t_m \xrightarrow{*} n_m)\rho$ は，$t_1\rho \xrightarrow{*} n_1 \wedge \cdots \wedge t_m\rho \xrightarrow{*} n_m$ を意味する．）

条件付き危険対に対して，可能性と不能性という概念を導入する．以下の定義は，Kaplan(7)による．

［定義 2.6］(条件付き危険対の可能性/不能性)
R_cのある危険対 $\langle s,t \rangle \Leftarrow t_1 \xrightarrow{*} n_1 \wedge \cdots \wedge t_m \xrightarrow{*} n_m$ が**可能**（**feasible**）であるとは，ある代入ρに対して危険対の条件部 $t_1 \xrightarrow{*} n_1 \wedge \cdots \wedge t_m \xrightarrow{*} n_m$が成立すること，つまり $t_1\rho \xrightarrow[R_c]{*} n_1$ かつ $\cdots$ かつ $t_m\rho \xrightarrow[R_c]{*} n_m$が成立することとする．そうでないとき，その危険対は**不能**（**infeasible**）であるという．

本論文では，R^nに関する可能性と不能性を定義する．

［定義 2.7］(R^nでの可能性/不能性) R_c のある危険対 $\langle s,t \rangle \Leftarrow t_1 \xrightarrow{*} n_1 \wedge \cdots \wedge t_m \xrightarrow{*} n_m$が R^nで **可能**であるとは，ある代入ρに対して危険対の条件部 $t_1 \xrightarrow{*} n_1 \wedge \cdots \wedge t_m \xrightarrow{*} n_m$ が R^nで成立すること，つまり $t_1\rho \xrightarrow[R^n]{} n_1$かつ$\cdots$かつ $t_m\rho \xrightarrow[R^n]{} n_m$が成立こととする．そうでないとき，その危険対は R^nで**不能**であるという．

［例 2.2］

$$
R_c : \begin{cases} f(x,y) \to a \Leftarrow g(x) \xrightarrow{*} b \\ f(a,y) \to b \Leftarrow f(y,y) \xrightarrow{*} b \end{cases}
$$

文脈 $C[\ ] \equiv \square$ と m.g.u. $\rho = \{x \to a\}$ に対して，$f(x,y)\rho \equiv f(a,y)\rho$ であるので，R_cには重なりがある．このとき，危険対は $\langle a,b \rangle \Leftarrow g(a) \xrightarrow{*} b \wedge f(y,y) \xrightarrow{*} a$ であるが，$g(a) \in \mathrm{NF}(R_u) \subseteqq \mathrm{NF}(R_c)$ であるために，$g(a) \xrightarrow[R_c]{*} b$ は成立しない．よって，この危険対は不能である．

なお，例 2.2の Rに $g(x) \to b$を付け加えると，$g(a) \xrightarrow[R^1]{} b$ が成立するので，上記の危険対は R^1で可能である．

3. 危険対の不能性による合流条件

本節では，CTRS の危険対の不能性を利用した合流条件の拡張を考える．そのために，すべての危険対が不能になる十分条件についての考察を行う．

III$_n$型 CTRS R_cについて，Klop と Bergstra が次の定理を証明している(1)．

［定理 3.1］ III$_n$型の CTRS R_cにおいて，TRS R_uが左線形で（自明でない）重なりがなければ，R_cは CR.

定理を適用して合流性を導く例を以下で示す．

［例 3.1］

$$
R_c : \begin{cases} f(x,y) \to a \Leftarrow x \xrightarrow{*} a \\ g(x) \to f(g(x),x) \\ b \to a \end{cases}
$$

R_cは明らかに左線形で重なりがないという条件をみたしている．よって CR(R_c).

定理 3.1は書換え規則の（自明でない）重なりを許していない．しかし（自明でない）重なりがある CTRS でも，次の例に示されるような状況では合流性を持つ．

［例 3.2］

$$R_c : \begin{cases} f(x) \to g(f(x)) \Leftarrow x \xrightarrow{*} a \\ f(x) \to h(f(x)) \Leftarrow x \xrightarrow{*} b \end{cases}$$

二つの書換え規則の左辺は両者とも $f(x)$ であり，自明でない危険対 $\langle g(f(x)),\ h(f(x))\rangle \Leftarrow x \xrightarrow{*} a \wedge x \xrightarrow{*} b$ が存在する．しかし危険対の条件部 $x \xrightarrow{*} a \wedge x \xrightarrow{*} b$ は x に何を代入しても成立することはないので，危険対自体が存在しないことと等価である．

例 3.2にみるように，CTRS において（自明でない）重なりがあったとしても，その重なりから作られる危険対の条件部を成立させる代入が存在しなければ，その危険対は不能な危険対となる．以下では，危険対の不能性を利用して Bergstra と Klop の結果 (1)を拡張する．

定理 3.2の証明に必要な三つの補題を示す.

［補題 3.1］　左線形で R_c のすべての自明でない危険対が R^nで不能であるならば，R^nは合流する．

証明　R^nで不能な危険対は R^{n-1}でも不能である．ここで，ある項から，2 通りに R^nのリダクションが可能であるとする．このとき，書換え規則の左辺が重なっていたとしても，それは自明な危険対の代入例となっているので，書換えられたものは二つとも同じ項になる．そのため，Bergstra-Klop (1)による III$_n$型 CTRS の合流性についての証明を修正なしにそのまま適用することができる．□

次に自明でない危険対が不能になるための条件として，以下の SC(R^n) を考える．

条件 SC(R^n):

任意の自明でない危険対

$$\langle t, s\rangle \Leftarrow t_1 \xrightarrow{*} n_1 \wedge \cdots \wedge t_m \xrightarrow{*} n_m$$

に対し，変数を含まないある文脈 $C[\ ]$,$C'[\ ]$ が存在し，ある i,jに対して以下が満たされている．

$$C[t_i] \downarrow_{R^n} C'[t_j] \text{ かつ } C[n_i], C'[n_j] \in \mathrm{NF}(R_u)$$
$$\text{かつ } C[n_i] \not\equiv C'[n_j].$$

この条件 SC(R^n) が危険対の不能性を保証することを次の補題で示す.

［補題 3.2］　R_cが SC(R^n) かつ CR(R^n) ならば，任意の危険対は R^{n+1} で不能である．

証明　R_cの危険対 $\langle t, s\rangle \Leftarrow t_1 \xrightarrow{*} n_1 \wedge \cdots \wedge t_m \xrightarrow{*} n_m$ がある代入 ρにより R^{n+1}で可能であるとすると，$C[t_i]\rho \equiv C[t_i\rho] \xrightarrow[R^n]{*} C[n_i]$ かつ $C'[t_j]\rho \equiv C'[t_j\rho] \xrightarrow[R^n]{*} C'[n_j]$ が成立．一方，SC(R^n) より $C[t_i]\rho \downarrow_{R^n} C'[t_j]\rho$が成り立つので $C[n_i] =_{R^n} C'[n_j]$ が導かれる．よって，CR(R^n) より $C[n_i] \downarrow_{R^n} C'[n_j]$．しかし，これは SC($R^n$) の $C[n_i], C'[n_j] \in \mathrm{NF}(R_u) \subseteq \mathrm{NF}(R^n)$ かつ $C[n_i] \not\equiv C'[n_j]$ であることと矛盾する．□

［補題 3.3］　SC(R^n) かつ CR(R^n) ならば SC(R^{n+1}) かつ CR(R^{n+1}) が成立.

証明　SC(R^n) かつ CR(R^n) が成立することから，補題 3.2よりすべての自明でない危険対は R^{n+1}で不能である．よって，補題 3.1より R^{n+1}も CR である．このとき，SC(R^{n+1}) が満たされていることを示せばよいが，これは $R^n \subseteq R^{n+1}$から明らか．□

以上の補題を用いて，次の定理が示される (8)．

［定理 3.2］　ある n が存在して，左線形な R_c に対して SC(R^n) かつ CR(R^n) ならば，R_cは合流性する．

証明　補題 2.1，3.3より明らか．□

次の CTRS R_cは R_uに重なりがあるので，文献 (1)にある合流条件は適用できない．以下では定理 3.2を適用して CR(R_c) を示す．

［例 3.3］

$$R_c : \begin{cases} f(x) \to g(f(x)) \Leftarrow x \xrightarrow{*} a \\ f(x) \to f(f(x)) \Leftarrow g(x) \xrightarrow{*} a \\ h(x, g(y)) \to h(x, a) \Leftarrow f(x) \xrightarrow{*} a \\ g(b) \to a \end{cases}$$

まず $R^1 = \{f(a) \to g(f(a)), g(b) \to a\}$ であり，重なりがなく停止性をもつことから，R^1は合流する (6)．R_cの二つの危険対のうち $\langle h(x,a), h(x,a)\rangle \Leftarrow f(x) \xrightarrow{*} a$ は自明な危険対である．もう一つの危険対 $\langle g(f(x)), f(f(x))\rangle \Leftarrow x \xrightarrow{*} a \wedge g(x) \xrightarrow{*} a$ に対して，$C[\ ] \equiv g(\Box)$，$C'[\ ] \equiv \Box$ とすると，$C[x] \equiv g(x) \equiv C'[g(x)]$．また $C[a] \equiv g(a), C'[a] \equiv a \in \mathrm{NF}(R_u)$ であり，$g(a) \not\equiv a$．よって，SC(R^1) かつ CR(R^1) が成立し，定理 3.2より R_cは合流性することがわかる．

4. おわりに

停止性を仮定しない重なりのある CTRS の合流条件についてはこれまでほとんど知られていなかった．本論文では，すべての危険対が不能になるための十分

条件を求めることで，文献[1]で示されているIII_n型CTRSの合流条件を拡張することができた．本論文ではIII_n型についての考察を行ったが，他の型のCTRSに対しても，同様な合流条件を定めることができる．

停止性がなく重なりがある左線形なTRS Rにおいて，Rのすべての危険対が1回の並行リダクションで閉じているならば，Rは合流するという結果が知られている[6],[9]．今後，これらの結果をCTRSへ拡張することで，より広いクラスのCTRSの合流性について研究を進めたい．

文　献

(1) J.A.Bergstra and J.W.Klop, “Conditional rewrite rules: confluence and termination,” J.Comput.& Syst.Sci., Vol.32, pp.323–362, 1986.

(2) N.Dershowitz and M.Okada, “A rationale for conditional equational programming,” Theoretical Computer Science, Vol.75, pp.111–138, 1990.

(3) N.Dershowitz, M.Okada and G.Sivakumar, “Canonical conditional rewrite systems,” Proc. 9th International Conf. on Automated Deduction, LNCS, Vol.310, pp.538–549, 1988.

(4) H.Ganzinger, “A completion procedure for conditional equations,” J. Symbolic Computation, Vol.11, pp.51–81, 1991.

(5) M.Hanus, “The integration of functions into logic programming: from theory to practice,” J. Logic Programming, Vol.19, pp.583–628, 1994.

(6) G.Huet, “Confluent reductions: abstract properties and applications to rewriting systems,” J.Assoc.Comput.Mach., Vol.27, pp.797–821, 1980.

(7) S. Kaplan, “Simplifying conditional term rewriting systems: unification, termination and confluence,” J. Symbolic Computation, Vol.4, pp.295–334, 1987.

(8) 高橋宣孝, 酒井正彦, 外山芳人, “条件付き項書換え系の合流性について,” 信学技報，COMP94-65, pp.105–111, Nov. 1994.

(9) 外山芳人, “項書き換えシステムの可換性について,” 信学論 (D), Vol.66, pp.1370–1375, 1983.

（平成?年?月?日受付）

高橋　宣孝

平5東工大・工・情報工卒。平7北陸先端科学技術大学院大学情報科学研究科修了。同年日立製作所日立研究所入所。興味分野:計算機アーキテクチャ(特にフォールトトレラントコンピュータ、非同期式プロセッサ)及び計算機言語の基礎理論 (特に項書き換え系)。

酒井　正彦

昭59名大・工・電気卒。平1同大大学院博士課程了。同年同大工学部助手。平5北陸先端科学技術大学院大学助教授。項書換え系、形式的仕様記述、仕様の検証、ソフトウエアの自動生成に関する研究に従事。平成3年度電子情報通信学会論文賞受賞。情報処理学会会員。

外山　芳人

昭50新潟大・工・電子卒。昭52東北大・大学院修士課程了。同年日本電信電話公社・武蔵野研究所入所。平3NTTコミュニケーション科学研究所・主幹研究員。平5北陸先端科学技術大学院大学・情報科学研究科・教授、現在に至る。この間、プログラム理論、定理自動証明の基礎研究に従事。情報処理学会、ソフトウェア科学会、ACM、EATCS各会員。