第8卷第5期 1997年5月 | 软件学报 JOURNAL OF SOFTWARE | Vol. 8, No. 5 May 1997

π-演算中无卫递归的消除*

林惠民

（中国科学院软件研究所 北京 100080）

摘要 本文提出消除π-演算中无卫递归的公理，证明了将该公理加入到正则π-演算受卫递归子集上的证明系统后，所得到的证明系统在π-演算全体正则子集上关于互模拟等价的可靠性和完备性.

关键词 进程代数，π-演算，互模拟，递归进程，证明系统.

中图分类号 TP301

由 Milner 等人提出的π-演算[1]允许进程之间传送通道名，从而能够描述通讯的拓扑结构可动态改变的并发系统（如移动电话系统）. π-演算继承了 CCS[2]的传统，采用互模拟作为进程等价的准则. 但是π-演算互模拟的公理化却比（基本）CCS 的要困难得多. 文献[1]只给出了π-演算 ground 强互模拟的公理刻画. 后来文献[3～5]先后用不同方法得到了π-演算强互模拟的完备证明系统. 文献[6,7]提出了π-演算弱互模拟的证明系统. 所有上述证明系统都只是针对有穷，即不含递归π-演算的. 文献[8]提出了适用于π-演算的唯一不动点归纳法，从而首次得到了无穷π-演算强互模拟的证明系统. 但是这个证明系统只对正则π-演算的受卫递归(guarded recursion)子集才是完备的.

本文提出消除π-演算中无卫递归的公理，从而将文献[8]的结果推广到全体正则π-演算.

1 π-演算

令 $\mathcal{N}$ 是（通道）名字的可数无穷集，其元素由 $a,b,c,x,y,w,\ldots$ 表示；PV 是进程变量的可数无穷集，其元素由 $X,Y,Z,W,\ldots$ 表示. 每一进程变量具有一目数，指明在形成进程表达式时所需要的名字参数的数目. $\tilde{x}$ 表示由不同名字组成的矢量. π-演算由如下 BNF 语法给出：

$$T::=\mathbf{0}\,|\,\alpha.T\,|\,T+T\,|\,T\,|\,T\,|\,\varphi T\,|\,\nu\tilde{x}T\,|\,F(\tilde{x})$$

$$F::=X\,|\,(\tilde{x})T\,|\,\mathrm{fix}\ X\ F$$

$$\alpha::=\tau\,|\,a(x)\,|\,\bar{a}x$$

---

* 本文研究得到国家自然科学基金和中国科学院"九五"基础性研究重点项目资助. 作者林惠民，1947年生，研究员，博士导师，主要研究领域为分布式系统的代数理论与验证工具，程序模块理论，代数规范，时序逻辑.

本文通讯联系人：林惠民，北京 100080，中国科学院软件研究所

本文 1996-09-16 收到，1997-03-14 收到修改稿

$\varphi ::= [x=y] \mid \varphi \wedge \varphi \mid \neg\varphi$

关于这些算子的含义请见文献[1]. 输入前缀 $a(x).T$，限名 $\nu\widetilde{x}T$ 与抽象 $(\widetilde{x})T$ 分别引入辖域为 T 的受囿名字 x 和 $\widetilde{x}$. T 中的受囿名字与自由名字分别记作 $bn(T)$ 和 $fn(T)$. 进程抽象除 $(\widetilde{x})T$ 外还有 2 种形式：进程变量 X 和递归式 fix X F. 在后者中 X 受囿，其辖域为 F. 在 $(\widetilde{x})T$ 中我们总要求 $fn(T)\subseteq\{\widetilde{x}\}$. 如果在进程表达式 T 或抽象 F 中变量 X 的任一出现都处于某一前缀算子 α. 一的辖域之中，则称 X 在 T 或 F 中受卫；否则称 X 在 T 或 F 中无卫. 如果 X 在 F 中受卫，则也说 fix X F 受卫. 如果 T 或 F 中所有递归式都是受卫的，就说 T 或 F 是受卫的.

我们用常用的记号 $[\widetilde{y}/\widetilde{x}]$ 与 $[Y/X]$ 分别表示名字替换与进程替换. 在进行替换时可能要对受囿名字或变量换名以避免冲突. 为节省括号，我们采用如下算子优先数（从大到小），并假定替换的结合力强于所有算子：. $\nu\widetilde{x}$ φ | + fix$X$

为节省篇幅，关于 π-演算的迁移语义及强互模拟的定义请见文献[1]. 与一般传值进程演算[9]一样，在 π-演算中按是在定义迁移语义时还是在比较互模拟时对输入前缀实例化，互模拟分为早、迟 2 种版本. 在下节中对早、迟强互模拟都提出相应的证明系统，它们之间的差别仅在于一条关于输入前缀的推理规则.

2　证明系统

关于 π-演算强互模拟的证明系统由推理规则（图 1，2）和等式公理（图 3）组成. 由于使用了抽象，关于递归的展开公理 REC 和唯一不动点归纳法 UFI 形式上十分简明.

ALPHA　$\dfrac{}{true\rhd T=U}\; T\equiv U$

AXIOM　$\dfrac{}{true\rhd T=U}\; T=U$ is an axiom instance

CHOICE　$\dfrac{\varphi\rhd T_i=U_i}{\varphi\rhd T_1+T_2=U_1+U_2}$

TAU　$\dfrac{\varphi\rhd T=U}{\varphi\rhd \tau.T=\tau.U}$

INPUT　$\dfrac{\varphi\rhd T=U}{\varphi\rhd a(x).T=b(x).U}\; \varphi\Rightarrow a=b,\, x\notin fn(\varphi)$

OUTPUT　$\dfrac{\varphi\rhd T=U}{\varphi\rhd \bar{a}x.T=\bar{b}y.U}\; \varphi\Rightarrow a=b,\, \varphi\Rightarrow x=y$

COND　$\dfrac{\varphi\wedge\psi\rhd T=U \quad \varphi\wedge\neg\psi\rhd \mathbf{0}=U}{\varphi\rhd \psi T=U}$

RES　$\dfrac{\varphi\wedge\{x\neq y \mid y\in fn(\nu xT,\nu xU)\}\rhd T=U}{\varphi\rhd \nu xT=\nu xU}\; x\notin n(\varphi)$

PARTITION　$\dfrac{\varphi_1\rhd T=U \quad \varphi_2\rhd T=U}{\varphi\rhd T=U}\; \varphi\Rightarrow\varphi_1\vee\varphi_2$

ABSURD　$\dfrac{}{false\rhd T=U}$

图 1　关于进程表达式的推理规则

ABS　$\dfrac{true\rhd T=U}{true\rhd (\widetilde{x})T=(\widetilde{x})U}$

APP　$\dfrac{true\rhd F=G}{true\rhd F\widetilde{w}=U\widetilde{w}}$

CONGR-μ　$\dfrac{true\rhd F=G}{true\rhd \mu X\ F=\mu X\ G}$

REC　$\dfrac{}{true\rhd \mu X\ F=F[\mu XF/X]}$

UFI　$\dfrac{true\rhd G=F[G/X]}{true\rhd G=\mu X\ F}$ X 在 F 中受卫

图 2　关于递归的推理规则

S1	$X+\mathbf{0}=X$	S2	$X+X=X$
S3	$X+Y=Y+X$	S4	$(X+Y)+Z=X+(Y+Z)$
R1	$\nu x\mathbf{0}=\mathbf{0}$	R2	$\nu x\alpha.X=\alpha.\nu xX$　$x\notin n(\alpha)$
R3	$\nu x\alpha.X=\mathbf{0}$　x is the port of α	R4	$\nu x\nu yX=\nu y\nu xX$
R5	$\nu x(X+Y)=\nu xX+\nu xY$	R6	$\nu xX(\widetilde{w})=X(\widetilde{w})$　$x\notin\{\widetilde{w}\}$
R7	$\nu\widetilde{x}X(\widetilde{w})=\mathbf{0}$　$\{\widetilde{w}\}\subseteq\{\widetilde{x}\}$		

图3　等式公理

文献[5]证明了由图1和图3组成的证明系统在π-演算的有穷(即不含递归)子集上是关于强互模拟可靠且完备的.文献[8]证明了在此基础上加入图2所得到的系统在π-演算的"正则"(即在递归体中不出现算子!)受卫(即所有递归均受卫)子集上是可靠且完备的.* 如果将L-INPUT规则换成如下规则

$$\text{E-INPUT}\quad \frac{\varphi\rhd\Sigma_{i\in I}\tau.T_i=\Sigma_{j\in J}\tau.U_j}{\varphi\rhd\Sigma_{i\in I}a_i(x).T=\Sigma_{j\in J}b_j(x).U}\quad \varphi\Rightarrow a_i=b_j, i\in I, j\in J, x\notin n(\varphi)$$

则得到早互模拟的可靠且完备的证明系统.

下节中我们将把这个结果推广到π-演算的整个正则子集上.我们用$\vdash^{rg}\varphi\rhd T=U$表示$\varphi\rhd T=U$可由图1～3组成的证明系统推出.$true\rhd T=U$常省写成$T=U$.

3 无卫递归的消除

本节中的结果对迟、早2种互模拟都适用,因此我们将笼统地用记号～表示π-演算中的强互模拟等价关系,具体定义请见文献[1].迁移(transition)$\xrightarrow{\alpha}$的定义也请见文献[1].

在文献[10]中Milner使用公理

$$\text{fix } X(X+T)=\text{fix } X\ T$$

成功地消除了正则CCS中的无卫递归,从而将受卫递归正则CCS的公理系统推广到全体正则CCS进程.遗憾的是这一公理不能直接套用到π-演算中来,例如进程抽象$\text{fix}X(x,y)(\bar{x}y.\mathbf{0}+X(y,x))$与$\text{fix } X(x,y)(xy.\mathbf{0})$在互模拟下不相等,因为进程$\text{fix}X(x,y)(\bar{x}y.\mathbf{0}+X(y,x))(a,b)$有$\xrightarrow{\bar{a}b}\mathbf{0}$和$\xrightarrow{\bar{b}a}\mathbf{0}$两个迁移,而$\text{fix } X(x,y)(xy.\mathbf{0})(a,b)$只有$\xrightarrow{\bar{a}b}\mathbf{0}$一个迁移.这里的问题在于前一个递归体内的无卫变量出现$X(y,x)$可引起名字参数的置换.条件与限名使得这个问题更为复杂了.

定义3.1. 称fix X F为标准递归型(简称标准型),如果F具有形式

$$(\tilde{x})(\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\,\tilde{x}'_iX(\tilde{x}_i)+T)$$

其中$\{\tilde{x}_i\}=\{\tilde{x}\}$,$\{\tilde{x}'_i\}\subseteq\{\tilde{x}_i\}$,对$i\neq j$有$\tilde{x}_i\neq\tilde{x}_j$,且$X$在$T$中受卫. □

引理3.2. 对任意递归fix X F存在标准型fix X F'使$\vdash^{rg}\text{fix } X\ F=\text{fix } X\ F'$.

证明:施归纳于F的结构(细节略).

由此引理,下面我们只需考虑消除标准型中的无卫递归.定义运算$\nu_{\tilde{x}}$如下:

$$\begin{aligned}
&\nu_{\tilde{x}}[y=y]=true\\
&\nu_{\tilde{x}}[y=z]=false && \text{if } y\in\tilde{x} \text{ or } z\in\tilde{x}\\
&\nu_{\tilde{x}}[y=z]=[y=z] && \text{if } y\notin\tilde{x} \text{ and } z\notin\tilde{x}\\
&\nu_{\tilde{x}}\neg\varphi=\neg\nu_{\tilde{x}}\varphi\\
&\nu_{\tilde{x}}(\varphi\wedge\psi)=\nu_{\tilde{x}}\varphi\wedge\nu_{\tilde{x}}\psi
\end{aligned}$$

定义3.3. 称$\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\,\tilde{x}'_iX(\tilde{x}_i)$是$\tilde{x}$-封闭的,如果下列条件成立:

①存在$i_0\in I$,$\varphi_{i_0}=true$,$\tilde{x}'_{i_0}$为空矢量,$\tilde{x}_{i_0}=\tilde{x}$.

---

* 由于π-演算全集上的互模拟等价关系不是可有穷公理化的,按进程代数研究中的传统,我们只考虑其正则子集上的公理化.

②对任意 $i,j\in I$,或者 $\{\widetilde{x}'_j\}\cup\{\widetilde{x}'_i[\widetilde{x}_j/\widetilde{x}]\}=\{\widetilde{x}\}$,或者存在 $k\in I$ 使得

$$\{\widetilde{x}'_j\}\cup\{\widetilde{x}'_i[\widetilde{x}_j/\widetilde{x}]\}=\{\widetilde{x}'_k\}$$
$$(\nu_{\widetilde{x}_j}\varphi_i)[\widetilde{x}_j/\widetilde{x}]\wedge\varphi_j=\varphi_k$$
$$[\widetilde{x}_i/\widetilde{x}][\widetilde{x}_j/\widetilde{x}]=[\widetilde{x}_k/\widetilde{x}]$$

□

我们提出下面2条公理.

UNG1 $\mathrm{fix}\ X(\widetilde{x})(T+\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\widetilde{x}'_iX(\widetilde{x}_i))=\mathrm{fix}\ X(\widetilde{x})(\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\widetilde{x}'_iT[\widetilde{x}_i/\widetilde{x}])$

其中 $\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\widetilde{x}'_iX(\widetilde{x}_i)$ 是 $\widetilde{x}$-封闭的.

UNG2 $\mathrm{fix}\ X(\widetilde{x})T=fix\ X(\widetilde{x})(T+U)$

其中 $T=\varphi_1\nu\widetilde{x}'_1X(\widetilde{x}_1)+\varphi_2\nu\widetilde{x}'_2X(\widetilde{x}_2)+T'$

$U=\varphi_1\nu_{\widetilde{x}'_1}(\varphi_2[\widetilde{x}_1/\widetilde{x}])\nu\widetilde{x}'_1\nu(\widetilde{x}'_2[\widetilde{x}_1/\widetilde{x}])X(\widetilde{x}_2[\widetilde{x}_1/\widetilde{x}])$.

当 X 是0目变量时,X 是 ε-封闭的(ε 表示空矢量),因此 $\mathrm{fix}\ X(X+T)=\mathrm{fix}\ X\ T$ 是UNG1的一个特殊情形.

UNG2使我们可以让任一递归标准型中的无卫变量和逐步走向封闭. 如果 $\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\widetilde{x}'_iX(\widetilde{x}_i)$ 不是 $\widetilde{x}$-封闭的,那么存在 $i,j\in I$ 不满足定义3.3中的条件. 使用这个公理我们可以将 $\varphi_j\nu_{\widetilde{x}_j}(\varphi_i[\widetilde{x}_j/\widetilde{x}])\nu\widetilde{x}'_j\nu(\widetilde{x}'_i[\widetilde{x}_j/\widetilde{x}])X(\widetilde{x}_i[\widetilde{x}_j/\widetilde{x}])$ 加入到该和式中去,使得它关于 i,j 封闭. 因为从 $\{\widetilde{x}_i|i\in I\}$ 只能产生有穷个不同的 $\widetilde{x}$ 的排列,由 $\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\widetilde{x}'_iX(\widetilde{x}_i)$ 出发,按上述方法进行有穷步扩充后,一定会到达一个 $\widetilde{x}$-封闭的和式.

我们用 $\vdash^{r}\varphi\rhd T=U$ 表示 $\varphi\rhd T=U$ 可由图1~3以及公理UNG1,UNG2组成的推理系统推出.

在公理UNG2中,易见(fix X $(\widetilde{x}$ $T)\widetilde{a}\xrightarrow{\alpha}T'$ 当且仅当(fix X $(\widetilde{x})$ $(T+U))\widetilde{a}\xrightarrow{\alpha}T'$. 由此即得UNG2的可靠性.

公理UNG1的可靠性是下面命题的直接推论.

命题3.4. 设 $\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\widetilde{x}'_iX(\widetilde{x}_i)$ 是 $\widetilde{x}$-封闭的. 又令 $F=\mathrm{fix}\ X(\widetilde{x})(\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\widetilde{x}'_iX(\widetilde{x}_i)+T)$,$G=\mathrm{fix}X(\widetilde{x})(\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\widetilde{x}'_iT[\widetilde{x}_i/\widetilde{x}])$. 则 $F\widetilde{a}\xrightarrow{\alpha}U[F/X]$ 当且仅当 $G\widetilde{a}\xrightarrow{\alpha}U[G/X]$.

证明:对迁移的推导长度施用归纳法(细节略). □

$\vdash^{gr}$ 的可靠性和UNG1,UNG2的可靠性蕴含了 $\vdash^{r}$ 的可靠性.

在文献[8]中已证 $\vdash^{gr}$ 在受卫递归正则 π-演算上关于强互模拟等价的完备性,要证 $\vdash^{r}$ 在全体正则 π-演算上的完备性,只需证明在 $\vdash^{r}$ 中可以消除所有无卫递归就够了. 即

命题3.5. 对任一无卫递归fix X F,存在一受卫的fix X F',使得 $\vdash^{r}\mathrm{fix}\ X\ F=\mathrm{fix}\ X\ F'$.

推论3.6. 对一正则 π-演算进程表达式 T 存在一受卫进程 T' 使 $\vdash^{r}T=T'$.

命题3.5的证明需要下列引理.

引理3.7. 设 $\{\widetilde{x}_1\}=\{\widetilde{x}_2\}=\{\widetilde{x}\}$,$\widetilde{x}'_1\subseteq\widetilde{x}_1$. 则

$$(\nu\widetilde{x}'_1F(\widetilde{x}_1))[\widetilde{x}_2/\widetilde{x}]=\nu(\widetilde{x}'_1[\widetilde{x}_2/\widetilde{x}])F(\widetilde{x}_1[\widetilde{x}_2/\widetilde{x}])$$

证明:设 $\widetilde{y}$ 是与 $\widetilde{x}'_1$ 长度相同,且与 $\widetilde{x}$ 不相交的新名字矢量. 我们用 $[\widetilde{x}_i/\widetilde{x}]_{\widetilde{x}'}$ 表示将 $[\widetilde{x}_i/\widetilde{x}]$ 限制在 $\widetilde{x}'$ 上所得到的替换. 由直接计算可得

$$dom([\widetilde{x}_2/\widetilde{x}]_{\widetilde{x}-\widetilde{x}'_1})\cap dom([\widetilde{x}'_1/\widetilde{y}])=\varnothing$$
$$cod([\widetilde{x}_2/\widetilde{x}]_{\widetilde{x}-\widetilde{x}'_1})\cap dom([\widetilde{x}'_1/\widetilde{y}])=\varnothing$$

$$dom([\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}-\tilde{x}_1}) \cap cod([\tilde{x}'_1/\tilde{y}]) = \varnothing$$

所以$[\tilde{x}_2/\tilde{x}][\tilde{x}'_1/\tilde{y}]=[\tilde{x}'_1/\tilde{y}][\tilde{x}_2/\tilde{x}]$. 从而

$$\begin{aligned}
\vdash^r &\quad (\nu\tilde{x}'_1 F(\tilde{x}_1))[\tilde{x}_2/\tilde{x}] \\
= &\quad (\nu\tilde{x}'_1 F(\tilde{x}_1))[\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}-\tilde{x}'_1} \\
= &\quad (\nu\tilde{y}F(\tilde{x}_1[\tilde{y}/\tilde{x}'_1]))[\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}-\tilde{x}'_1} \\
= &\quad \nu\tilde{y}F(\tilde{x}_1[\tilde{y}/\tilde{x}'_1][\tilde{x}_2/\tilde{x}]) \\
= &\quad \nu\tilde{y}F(\tilde{x}_1[\tilde{y}/\tilde{x}'_1][\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}-\tilde{y}_1}) \\
= &\quad \nu(\tilde{y}[\tilde{x}'_1/\tilde{y}][\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}'_1})F(\tilde{x}_1[\tilde{y}/\tilde{x}'_1][\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}-\tilde{x}_1}[\tilde{x}'_1/\tilde{y}][\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}_1}) \\
= &\quad \nu(\tilde{y}[\tilde{x}'_1/\tilde{y}][\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}_1})F(\tilde{x}_1[\tilde{y}/\tilde{x}'_1][\tilde{x}'_1/\tilde{y}][\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}-\tilde{x}_1}[\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}_1}) \\
= &\quad \nu(\tilde{y}[\tilde{x}'_1/\tilde{y}][\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}_1})F(\tilde{x}_1[\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}-\tilde{x}_1}[\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}_1}) \\
= &\quad \nu(\tilde{y}[\tilde{x}'_1/\tilde{y}][\tilde{x}_2/\tilde{x}]_{\tilde{x}_1})F(\tilde{x}_1[\tilde{x}_2/\tilde{x}])
\end{aligned}$$

命题3.5的证明.

证明:由引理3.2,可设 fix X F 是标准型 fix $X(\tilde{x})(\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\tilde{x}'_i X(\tilde{x}_i)+T)$,其中 X 在 T 中受卫.

使用UNG2,我们可以得到

$$\vdash^r \text{fix } X(\tilde{x})(\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\tilde{x}'_i X(\tilde{x}_i)+T)=\text{fix } X(\tilde{x})(\Sigma_{j\in J}\varphi_j\nu\tilde{x}'_j X(\tilde{x}_j)+T)$$

其中 $\Sigma_{j\in J}\varphi_j\nu\tilde{x}'_j X(\tilde{x}_j)$ $\tilde{x}$-封闭. 再由UNG1

$$\vdash^r \text{fix } X(\tilde{x})(\Sigma_{i\in I}\varphi_i\nu\tilde{x}'_i X(\tilde{x}_i)+T)=\text{fix } X(\tilde{x})(\Sigma_{j\in J}\varphi_j\nu\tilde{x}'_j T[\tilde{x}_j/\tilde{x}])$$

这里等号右边的递归式是受卫的. □

定理3.8. ($\vdash^r$ 的完备性)对任一正则 π-演算进程 T,U,如果 $T\sim U$,则 $\vdash^r T=U$.

证明:假定 $T\sim U$. 由推论3.6存在受卫的 T',U',满足 $\vdash^r T=T'$,$\vdash^r U=U'$. 由 $\vdash^r$ 的可靠性,$T\sim T'$,$U\sim T'$. 从而 $T'\sim U'$,由 $\vdash^{gr}$ 的完备性(文献[8]定理4.4),$\vdash^{gr} T'=U'$,所以 $\vdash^r T=U$. □

参考文献

1 Milner R, Parrow J, Walker D. A calculus of mobile processes. Information and Computation, 1992, **100**: 1~77.

2 Milner R. Communication and concurrency. Prentice Hall, 1989.

3 Parrow J, Sangiorg D. Algebraic theories for name-passin Calculi. Information and Computation, 1995, **120**(**2**): 174~197.

4 Boreale M, DeNicola R. A symbolic semantics for the π-calculus. Proc. 4th Int. Conf. on Concurrency Theory, Lecture Notes in Computer Science, 1994, **836**: 299~314.

5 林惠民. 移动进程互模拟的公理系统. 理论计算机科学进展, 1994. 1~5.

6 Lin H. Complete inference systems for weak bisimulation equivalences in the π-calculus. Proc. Int. Conf. on Theory and Pratice of Software Development, Lecture Notes in Computer Science, 1995, **915**: 187~201.

7 Ferrari, Montanari U, Quaglia P. The weak late π-calculus semantics as observation equivalence. Proc. 6th Int. Conf. on Concurrency Theory, Lecture Notes in Computer Science, 1995, **962**: 57~71.

8 Lin H. Unique fixpoint induction for mobile processes. Proc. 6th Int. Conf. on Concurrency Theory, Lecture Notes in Computer Science, 1995, **962**: 88~102.

9 Hennessy M, Lin H. Symbolic bisimulation. Theoretical Computer Science, 1995, **138**: 353~389.

10 Milner R. A complete inference system for a class of regular behaviours. J. Computer and System Science, 1984,

28:439~466.

ON REMOVING UNGUARDED RECURSIONS IN THE π-CALCULUS

LIN Huimin

(*Institute of Software The Chinese Academy of Sciences Beijing* 100080)

Abstract Axioms for removing unguarded recursions in the π-calculus are proposed. It is shown that these two axioms are sound with respect to bisimulation equivalence, and are sufficient to reduce any unguarded recursively defined processes into guarded forms. Hence, by adding these axioms to the proof systems for guarded regular π-calculus, complete proof systems for the whole regular π-calculus are obtained.

Key words Process algebras, π-calculus, bisimulation, recursive, processes, proof systems.

Class number TP301