第6卷第2期
1995年2月

软 件 学 报
JOURNAL OF SOFTWARE

Vol. 6, No. 2
Feb. 1995

# 通信协议转换器的性质*

赵锦蓉

（清华大学计算中心，北京 100084）

**摘要** 给定通信协议[$A$,$B$],[$G$,$H$]和重要信息映射集合$K$,可以构造$B$和$G$关于$K$的对偶积作为这两个协议关于$K$的转换器$C$.本文讨论这种协议转换模型[$A$,$C$,$H$]的死锁和活锁的性质,并给出这种协议转换模型没有死锁和活锁的充要条件.

**关键词** 协议转换器,重要信息映射,对偶积,死锁,活锁,同态,弱匹配,强匹配.

关于通信协议转换器的形式模型的研究中,存在一个问题,即什么是正确的转换器?在文献[1]中协议[$A$,$B$]和[$G$,$H$]的转换器$C$的定义包含了协议转换[$A$,$C$,$H$]无死锁和无未描述的接收这两个性质.在文献[2]中把"正确的协议转换器"定义为协议转换[$A$,$B'$,$G'$,$H$]无死锁,无通道溢出和无不适当的终止.而在文献[3]中则要求协议转换无死锁,无未描述的接收和无活锁.那么所谓正确的协议转换器究竟要满足哪些性质呢?是不是应该包含所有这些性质呢?但是有的性质,例如无未描述的接收会不会是太强的要求呢[4]?文献中关于协议[$A$,$B$]和[$G$,$H$]之间的转换,有的用3个有限状态自动机[$A$,$C$,$H$]描述[1,3],有的用4个有限状态自动机[$A$,$B'$,$G'$,$H$]描述[2].而无论[$A$,$C$,$H$]还是[$A$,$B'$,$G'$,$H$]都可以看作一个多进程协议.既然是协议当然应该能讨论它有无死锁、活锁,有无未描述的接收等各种性质.然而协议的概念一般与性质的讨论分开,所以我们把协议转换器的形式模型及性质分开来讨论.在文献[5]中我们给出了协议转换器的形式模型和构造方法,对这种形式模型应该满足的基本要求,我们已经进行了讨论.现在我们进一步讨论这样构造出来的协议转换器的性质.在本文中将讨论死锁和活锁这两个性质,我们将给出协议转换无死锁和活锁的充要条件.

在我们的模型中,协议转换关系到两个协议的重要信息的映射对偶集合$K$,而且这种映射是一种同态,即保持连接运算的映射.这样,协议转换就是把一个协议的事件序列按与$K$关联的同态映射为另一协议的事件序列.若$K$选择得不适当,一个协议的某事件序列不能按$K$同态映射为另一协议的事件序列,则即使原协议[$A$,$B$]和[$G$,$H$]都无死锁和活锁,但对于用$K$构造的协议转换器$C$,[$A$,$C$,$H$]却可能会有死锁或活锁.这是由于两个协议功能上的不匹配造成的.我们知道协议数据单元包括控制信息和数据信息.控制信息是用来实现诸如差错检测、差错恢复、流控等功能的.而两个协议在功能上的不匹配,使实现某些功能

* 本文1992—06—23收到,1992—12—01定稿
作者赵锦蓉,女,1941年生,教授,主要研究领域为通信协议形式描述技术,计算机网络,计算机软件.
本文通讯联系人:赵锦蓉,北京100084,清华大学计算中心

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

的控制信息不能作映射. 所以在我们的模型中,重要信息的映射集合 $K$ 实际上应该反映两个协议的某个公共功能子集[6]. 不匹配的控制信息不作为同态映射对偶是解决功能不匹配的方法之一. 方法之二是对某个协议附加功能来修补两个协议功能上的不匹配. 我们将通过例子来说明这两个方法.

本文第1节叙述协议的模型和性质. 第2节讨论协议转换器的性质. 第3节给出一些例子说明协议转换器的性质与 $K$ 的关系. 第4节是结论.

## 1 通信协议的模型和性质

通信协议一般用一组通信有限状态自动机 $[A_1, A_2, \cdots, A_n]$ 来描述. 而每个通信有限状态自动机 $A_i$ 描述为一个四元组 $\langle S_i, \Sigma_i, o_i, \delta_i\rangle$,其中 $S_i$ 是 $A_i$ 的有限状态集合,$\Sigma_i$ 是 $A_i$ 的有限收发信息集合,它是发送信息(写成"$-m$")集合 $\Sigma_i^-$ 和接收信息(写成"$+m$")集合 $\Sigma_i^+$ 的和集,$o_i$ 是 $A_i$ 的初始状态,$\delta_i$ 是从 $S_i\times\Sigma_i$ 到 $S_i$ 的转移函数. 对于协议 $[A_1, A_2, \cdots, A_n]$ 来说 $\Sigma_i=\bigcup_{j=1}^{n}\Sigma_{ij}$, $\Sigma_{ij}=\Sigma_{ij}^+\cup\Sigma_{ij}^-$ 且 $\Sigma_{ij}^-=\overline{\Sigma_{ji}^+}$,其中 $\Sigma_{ij}^-$ 是从 $A_i$ 到 $A_j$ 的发送信息集合,$\Sigma_{ji}^+$ 是 $A_j$ 从 $A_i$ 的接收信息集合. 若 $\Sigma_{ji}^+=\{+a_1, +a_2, \cdots, +a_n\}$ 则 $\overline{\Sigma_{ji}^+}=\{-a_1, -a_2, \cdots, -a_n\}$.

通信协议 $[A_1, A_2, \cdots, A_n]$ 的全局状态用 $\langle(s_1, \cdots, s_n), (q_{11}, q_{12}, \cdots, q_{nn})\rangle$ 来表示,其中 $s_i\in S_i$, $q_{ij}$ 是从 $A_i$ 到 $A_j$ 的发送信息队列. 协议的全局状态及其转移"$\rightarrow$"定义如下:

(1) $o=\langle(o_1, \cdots, o_n), (\lambda, \cdots, \lambda)\rangle$ 是全局状态,称为初始全局状态,$\lambda$ 表示空队列;

(2) 若 $s=\langle(s_1, \cdots, s_i, \cdots, s_n), (q_{11}, \cdots, q_{ij}, \cdots, q_{nn})\rangle$ 是全局状态,$\delta_i(s_i, -m)=s_i'$, $-m\in\Sigma_{ij}^-$,则 $s'=\langle(s_1, \cdots, s_i', \cdots, s_n), (q_{11}, \cdots, q_{ij}m, \cdots, q_{nn})\rangle$ 是全局状态,$s\xrightarrow{\mu}s'$,其中 $\mu=(\varepsilon, \cdots, \varepsilon, -m, \varepsilon, \cdots, \varepsilon)$ 是 $n$ 维向量,$\varepsilon$ 表示无动作,第 $i$ 元素为 $-m$ 表示 $A_i$ 发送信息,$s'$ 称为 $s$ 的后继.

(3) 若 $s=\langle(s_1, \cdots, s_i, \cdots, s_n), (q_{11}, \cdots, q_{ji}, \cdots, q_{nn})\rangle$ 是全局状态,$\delta_i(s_i, +m)=s_i'$ 且 $q_{ji}=mq'$, $+m\in\Sigma_{ij}^+$,则 $s'=\langle(s_1, \cdots, s_i', \cdots, s_n), (q_{11}, \cdots, q', \cdots, q_{nn})\rangle$ 是全局状态,$s\xrightarrow{\mu}s'$,其中 $\mu=(\varepsilon, \cdots, \varepsilon, +m, \varepsilon, \cdots, \varepsilon)$ 是 $n$ 维向量,第 $i$ 元素为 $+m$ 表示 $A_i$ 接收信息,$s'$ 为 $s$ 的后继.

若 $s'$ 是 $s$ 的后继,$s''$ 是 $s'$ 的后继,则 $s''$ 是 $s$ 的后继.

任何协议的全局状态图是一转移系统,根是初始全局状态,结点是全局状态,边是从 $s$ 到其后继 $s'$ 的转移,以收发信息向量 $\mu$ 为标号.

下面,我们定义协议的性质,在这些性质中研究得最多的是死锁.

**定义 1.1.** 通信协议的一个无后继的全局状态称为死锁状态. 如果一个协议存在死锁状态,我们称协议有死锁.

注意,我们并不要求在死锁状态中队列为空,这是与许多人所采用的定义不同的地方. 队列为空的死锁状态是我们定义的死锁状态的特例.

另一个基本性质是活锁,但对它的研究比对死锁的研究要少得多. 协议的活锁是指协议的全局状态图中某些结点构成无限循环路径,而且这些结点的后继不执行某个转移 $\mu$ 或某个结点 $s$,我们就说这个无限路径是相对于 $\mu$ 或 $s$ 的活锁. 所以活锁是相对于某个转移[7]或某个全局状态而言的. 不失一般性,我们可以讨论相对于初始全局状态的活锁.

**定义 1.2.** 若在协议的全局状态图中,某些结点组成无限路径,且这些结点都不以初始

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

全局状态为后继，则称协议有活锁.

下面我们分别给出例子说明协议的死锁和活锁.

例 1.1：

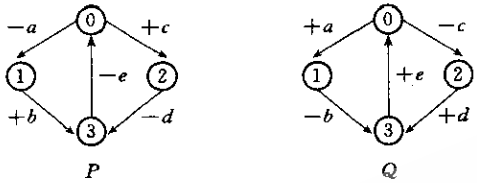


图1 协议[$P$,$Q$]

在协议[$P$,$Q$]的全局状态图中，可以看出全局状态$\langle(1,2),(a,c)\rangle$无后继，它是死锁状态，所以协议[$P$,$Q$]有死锁.

例 1.2：

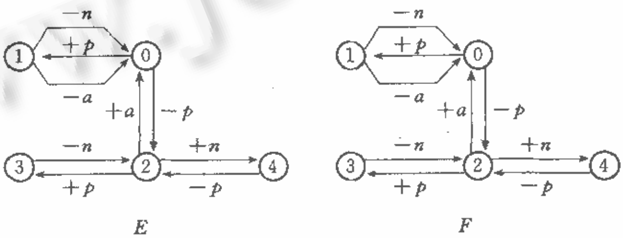


图2 协议[$E$,$F$]

图 2 是另一协议的例子. 在它的全局状态图中，存在无限循环路径，且从它们无法回到初始全局状态，所以协议[$E$,$F$]有活锁，详见文献[7].

死锁和活锁都是协议设计中要避免的. 下面我们讨论协议转换的死锁及活锁问题.

## 2 通信协议转换器的模型与性质

给定协议[$A_1,A_2,\cdots,A_n$]，在其全局状态图中，从初始全局状态到全局状态 $s$ 的任一路径段上的收发信息序列，我们称为协议对 $s$ 的行迹段，其全体记为 $trace_s([A_1,\cdots,A_n])$，而这些行迹段的 $j$ 分量的全体记为 $trace_s(A_j,[A_1,\cdots,A_n])$. 特别，协议对初始全局状态的行迹段的全体记为 $trace([A_1,\cdots,A_n])$，其 $j$ 分量的全体记为 $trace(A_j,[A_1,\cdots,A_n])$.

对协议[$A$,$B$]和[$G$,$H$]，若给定 $K=\{\langle a_i,h_i\rangle \mid a_i\in\Sigma_A,h_i\in\Sigma_H,i=1,2,\cdots,k\}$，令 $M=\{a_1,\cdots,a_k\}$，$D=\{h_1,\cdots,h_k\}$，则 $K$ 确定了 $M$ 到 $D$ 的映射 $\varphi(a_i)=h_i$，其中 $a_i$ 与 $h_i$ 符号相反. 用 $M^*$，$D^*$ 表示由 $M$，$D$ 自由生成的半群，则 $\varphi$ 可扩展为从 $M^*$ 到 $D^*$ 的同态，以后仍记为 $\varphi$. 对 $\alpha\in\Sigma_A^*$，令 $\tilde{\alpha}$ 表示从 $\alpha$ 中删去所有$(\Sigma_A\backslash M)$中的字母得到，即 $\tilde{\alpha}\in M^*$，则 $\varphi(\tilde{\alpha})\in D^*$. 类似地，对 $\overline{K}=\{\langle b_i,g_i\rangle \mid b_i=-a_i\in\Sigma_B,g_i=-h_i\in\Sigma_G,i=1,2,\cdots,k\}$，令 $\overline{M}=\{b_1,\cdots,b_k\}$，$\overline{D}=\{g_1,\cdots,g_k\}$，同样由 $\psi(b_i)=g_i$ 确定映射 $\psi:\overline{M}\to\overline{D}$，$\psi$ 可扩展为从 $\overline{M}^*$ 到 $\overline{D}^*$ 的同态，仍记为 $\psi$. 即对 $\beta\in\Sigma_B^*$，$\tilde{\beta}$ 表示从 $\beta$ 中删去所有$(\Sigma_B\backslash\overline{M})$中的字母得到，$\tilde{\beta}\in\overline{M}^*$，$\psi(\tilde{\beta})\in\overline{D}^*$. $\varphi$ 和 $\psi$ 称为与 $K$ 关联的同态.

下面是我们关于通信协议转换器的定义.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

**定义** 2.1. 给定协议$[A,B]$，$[G,H]$和集合$K=\{\langle a_i,h_i\rangle | a_i\in\Sigma_A, h_i\in\Sigma_H, i=1,2,\cdots,k\}$，设$\varphi$表示与$K$关联的同态，且$\{\langle\alpha,\delta\rangle | \alpha\in trace(A,[A,B]),\delta\in trace(H,[G,H])$，且$\varphi(\tilde{\alpha})=\tilde{\delta}\}\neq\varnothing$（$\varnothing$表示空集），若存在通信有限状态自动机$C$满足下列条件：

$$(\exists\ \omega)(\alpha,\omega,\delta)\in trace([A,C,H])\ \text{充要条件是}$$

$$\alpha\in trace(A,[A,B]),\delta\in trace(H,[G,H])\ \text{且}\ \varphi(\tilde{\alpha})=\tilde{\delta}$$

则$C$称为$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$的转换器.

可以证明$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$的转换器$C$可通过构造$B$和$G$关于$\overline{K}$的对偶积$B\otimes^{\overline{K}}G$得到. 若$B=\langle S_B,\Sigma_B,o_B,\delta_B\rangle$，$G=\langle S_G,\Sigma_G,o_G,\delta_G\rangle$，$\overline{K}=\{\langle b_i,g_i\rangle | b_i=-a_i\in\Sigma_B, g_i=-h_i\in\Sigma_G, i=1,2,\cdots,k\}$. $\overline{M}=\{b_1,\cdots,b_k\}$，$\overline{D}=\{g_1,\cdots g_k\}$，则$C=B\otimes^{\overline{K}}G=\langle S,\Sigma,o,\delta\rangle$定义为：

$S=S_B\times S_G\qquad o=\langle o_B,o_G\rangle$

$\Sigma_B=\{\Sigma_B\backslash\overline{M}\}\cup\{\Sigma_G\backslash\overline{D}\}\cup\{\langle b_i\&g_i\rangle | \langle b_i,g_i\rangle\in\overline{K}\}$

$\delta(\langle x,y\rangle,a)=(x',y')$表示

$(((a\in\Sigma_B\backslash\overline{M})\wedge\delta_B(x,a)=x'\wedge y'=y)\vee((a\in\Sigma_G\backslash\overline{D})\wedge\delta_G(y,a)=y'\wedge x'=x)$

$\quad\vee(a\in\langle b_i\&g_i\rangle\wedge\delta_B(x,b_i)=x'\wedge\delta_G(y,g_i)=y'))$

$C$称为$B$和$G$关于$\overline{K}$的对偶积，记为$B\otimes^{\overline{K}}G$. 若$\overline{K}$为空，则记对偶积为$B\cdot G$.

为了讨论$[A,C,H]$的性质，我们给出下列引理，其证明略去.

**引理** 2.1. 设$s=\langle(x,\langle y,u\rangle,v),(q_{12},q_{21},q_{23},q_{32})\rangle$是$[A,B\otimes^{\overline{K}}G,H]$的全局状态，且$(\alpha,\omega,\delta)\in trace_s([A,B\otimes^{\overline{K}}G,H])$，则$r=\langle(x,y),(q_{12},q_{21})\rangle$和$t=\langle(u,v),(q_{23},q_{32})\rangle$分别为$[A,B]$和$[G,H]$的全局状态且$(\alpha,\omega_B)\in trace_r([A,B])$，$(\omega_G,\delta)\in trace_t([G,H])$.

$\omega_B$是从$\omega$删去$\Sigma_G$的字母且用$b_i$代替$b_i\&g_i$得到的，类似地，$\omega_G$是从$\omega$删去$\Sigma_B$的字母且用$g_i$代替$b_i\&g_i$得到的.

**引理** 2.2. 给定协议$[A,B]$和$[G,H]$，$(\alpha,\omega,\delta)\in trace_s([A,B\cdot G,H])$的充要条件是存在$\beta$和$\gamma$，使得$(\alpha,\beta)\in trace_r([A,B])$，$(\gamma,\delta)\in trace_t([G,H])$，且$\omega$是$\beta$和$\gamma$的一个任意穿插.

**引理** 2.3. 给定协议$[A,B]$和$[G,H]$，设$\overline{K}=\{\langle b_i,g_i\rangle | b_i\in\Sigma_B, g_i\in\Sigma_G, i=1,2,\cdots,k\}$，$\overline{M}=\{b_1,b_2,\cdots b_k\}\subseteq\Sigma_B$，$\overline{D}=\{g_1,g_2,\cdots,g_k\}\subseteq\Sigma_G$. 若$(\alpha,\omega,\delta)\in trace_s([A,B\cdot G,H])$且$\psi(\tilde{\omega}_B)=\tilde{\omega}_G$，则存在$\omega'$，$(\alpha,\omega',\delta)\in trace_s([A,B\otimes^{\overline{K}}G,H])$.

这里，$\omega'$由$\omega_B$和$\omega_G$的一个穿插得出，在这个穿插中$b_i$和$g_i$相邻，相邻的$b_i$和$g_i$代之以$b_i\&g_i$就得$\omega'$.

现在我们研究协议转换的死锁和活锁问题. 先考虑$K$中只有一个对偶的情况.

**定理** 2.1. 若协议$[A,B]$和$[G,H]$没有死锁和活锁，则$[A,C,H]$也没有死锁和活锁. 其中$C=B\otimes^{\overline{K}}G$，$K=\{\langle a,h\rangle\}$，$\overline{K}=\{\langle b,g\rangle\}$，而$a$和$h$可执行，$a\in\Sigma_A$，$b=-a\in\Sigma_B$，$h\in\Sigma_H$，$g=-h\in\Sigma_G$.

证明：设$s=\langle(x,\langle y,u\rangle,v),(q_{12},q_{21},q_{23},q_{32})]$为$[A,C,H]$的任一全局状态，且$(\alpha,\omega,\delta)\in trace_s([A,C,H])$，我们证明$s$以$[A,C,H]$的初始全局状态为后继.

由引理 2.1，$r=\langle(x,y),(q_{12},q_{21})\rangle$和$t=\langle(u,v),(q_{23},q_{32})\rangle$分别为$[A,B]$和$[G,H]$的全局状态且$(\alpha,\omega_B)\in trace_r([A,B])$，$(\omega_G,\delta)\in trace_t([G,H])$. 由假定$[A,B]$和$[G,H]$无死锁和活锁，则$r$和$t$都以各自的初始全局状态为后继，即$(\alpha,\omega_B)$可扩展为$(\alpha',\omega_1')\in trace([A,$

© 中国科学院软件研究所　http://www.jos.org.cn

$B]$),$(\omega_G,\delta)$可扩展为$(\omega_2',\delta')\in trace([G,H])$,其中$\alpha'=\alpha\alpha_1,\omega_1'=\omega_B\omega_1,\omega_2'=\omega_G\omega_2,\delta'=\delta\delta_1$.因$a$和$h$可执行,不妨设$\tilde{\alpha}'=a^i,i\geqslant1,\tilde{\delta}'=h^j,j\geqslant1$.令$m$为$i$和$j$的最小公倍数,则$(\alpha,\omega_B)$和$(\omega_G,\delta)$可分别扩展为$(\alpha'',\omega''_1)$和$(\omega_2'',\delta'')$且$(\alpha'',\omega_1'')\in trace([A,B])$,$((\omega_2'',\delta'')\in trace([G,H])$和$\tilde{\alpha}''=a^m,\tilde{\delta}''=h^m$,即$\varphi(\tilde{\alpha}'')=\tilde{\delta}''$,显然$\tilde{\omega}_1''=b^m,\tilde{\omega}_2''=g^m$,则$\psi(\tilde{\omega}_1'')=\tilde{\omega}_2''$.令$\omega_1''=\omega_B\omega_B',\omega_2''=\omega_G\omega_G'$,做$\omega'$为$\omega_B'$和$\omega_G'$的穿插,使其中$b$和$g$相邻,且用$b\&g$代替相邻的$b$和$g$.由$C$的构造$\omega$已是$\omega_B$和$\omega_G$的这种穿插,则$\omega''=\omega\omega'$为$\omega_1''$和$\omega_2''$的这种穿插.由引理2.3,$(\alpha'',\omega'',\delta'')\in trace([A,C,H])$,即$(\alpha,\omega,\delta)$可扩展为回到$[A,C,H]$的初始全局状态的行迹段,即$s$以初始全局状态为后继,故$[A,C,H]$没有死锁和活锁.

若$K$包含多个对偶,情况当然要复杂得多,为此我们引进下列概念.

**定义** 2.2. 给定协议$[A,B]$,$[G,H]$,设$K=\{\langle a_i,h_i\rangle|a_i\in\Sigma_A,h_i\in\Sigma_H,i=1,2,\cdots,k\}$,$\overline{K}=\{\langle b_i,g_i\rangle|b_i=-a_i\in\Sigma_B,g_i=-h_i\in\Sigma_G,i=1,2,\cdots,k\}$,$\varphi$和$\psi$是和$K$关联的同态.若下列条件满足,则就说$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$弱匹配:

对任何$(\alpha_1,\beta_1)\in trace_{r1}([A,B])$,$(\gamma_1,\delta_1)\in trace_{t1}([G,H])$且$\psi(\tilde{\beta}_1)=\tilde{\gamma}_1$,

存在$(\alpha,\beta)\in trace_r([A,B])$和$(\gamma,\delta)\in trace_t([G,H])$,其中$(\alpha,\beta)$及$(\gamma,\delta)$分别是$(\alpha_1,\beta_1)$及$(\gamma_1,\delta_1)$的扩展,$r$和$t$分别是$r1$和$t1$的后继且$\psi(\tilde{\beta})=\tilde{\gamma}$.

**定理** 2.2. 给定协议$[A,B]$和$[G,H]$,设$K=\{\langle a_i,h_i\rangle|a_i\in\Sigma_A,h_i\in\Sigma_H,i=1,2,\cdots,k\}$,$\overline{K}=\{\langle b_i,g_i\rangle|b_i=-a_i\in\Sigma_B,g_i=-h_i\in\Sigma_G,i=1,2,\cdots,k\}$,令$C=B\otimes^K G$,则$[A,C,H]$无死锁的充要条件是$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$弱匹配.

定理2.2的证明类似于下面定理2.3的证明,这里略去.

**定义** 2.3. 给定协议$[A,B]$,$[G,H]$,设$K=\{\langle a_i,h_i\rangle|a_i\in\Sigma_A,h_i\in\Sigma_H,i=1,2,\cdots,k\}$,$\overline{K}=\{\langle b_i,g_i\rangle|b_i=-a_i\in\Sigma_B,g_i=-h_i\in\Sigma_G,i=1,2,\cdots,k\}$,$\varphi$和$\psi$是和$K$关联的同态,若下列条件满足,则就说$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$强匹配:

对任何$(\alpha_1,\beta_1)\in trace_r([A,B])$,$(\gamma_1,\delta_1)\in trace_t([G,H])$且$\psi(\tilde{\beta}_1)=\tilde{\gamma}_1$,

存在$(\alpha,\beta)\in trace([A,B])$和$(\gamma,\delta)\in trace([G,H])$,其中$(\alpha,\beta)$和$(\gamma,\delta)$分别是$(\alpha_1,\beta_1)$及$(\gamma_1,\delta_1)$的扩展,且$\psi(\tilde{\beta})=\tilde{\gamma}$.

**定理** 2.3. 给定协议$[A,B]$和$[G,H]$,设$K=\{\langle a_i,h_i\rangle|a_i\in\Sigma_A,h_i\in\Sigma_H,i=1,2,\cdots,k\}$,$\overline{K}=\{\langle b_i,g_i\rangle|b_i=-a_i\in\Sigma_B,g_i=-h_i\in\Sigma_G,i=1,2,\cdots,k\}$,令$C=B\otimes^K G$,则$[A,C,H]$无活锁的充要条件是$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$强匹配.

证明:(1)充分性.设$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$强匹配,我们证明$[A,C,H]$无活锁.

令$s=\langle(x,\langle y,u\rangle,v),(q_{12},q_{21},q_{23},q_{32})\rangle$是$[A,C,H]$的任一全局状态,且$(\alpha',\omega',\delta')\in trace_s([A,C,H])$.由引理2.1,$r=\langle(x,y),(q_{12},q_{21})\rangle$和$t=\langle(u,v),(q_{23},q_{32})\rangle$分别为$[A,B]$和$[G,H]$的全局状态,且$(\alpha',\omega_B')\in trace_r([A,B])$,$(\omega_G',\delta')\in trace_t([G,H])$,由$C$的构造$\psi(\tilde{\omega}_B')=\tilde{\omega}_G'$,而$\omega'$即$\omega_B'$和$\omega_G'$的穿插,其中$b_i$和$g_i$相邻,且以$b_i\&g_i$形式出现.而$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$强匹配,则$(\alpha',\omega_B')$可扩展为$(\alpha,\beta)\in trace[A,B]$,其中$\alpha=\alpha'\alpha''$,$\beta=\omega_B'\beta''$.$(\omega_G',\delta')$可扩展为$(\gamma,\delta)\in trace([G,H])$其中$\gamma=\omega_G'\gamma''$,$\delta=\delta'\delta''$,而且$\psi(\tilde{\beta})=\tilde{\gamma}$.我们可以构造$\beta''$和$\gamma''$的穿插使$b_i$和$g_i$相邻,然后用$b_i\&g_i$代替相邻的$b_i$和$g_i$得到$\omega''$,则$\omega=\omega'\omega''$也是这种穿插.由引理2.2和2.3,$(\alpha,\omega,\delta)\in trace([A,C,H])$.即$[A,C,H]$的任一全局状态$s$以初始全局状态为后继,所以$[A,C,H]$无活锁.

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

(2)必要性. 设$[A,C,H]$无活锁,我们证明$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$强匹配.

设$(\alpha',\beta')\in trace_r([A,B])$,$(\gamma',\delta')\in trace_t([G,H])$,且$\psi(\widetilde{\beta'})=\widetilde{\gamma'}$,由引理2.2和2.3存在$\omega'$,$(\alpha',\omega',\delta')\in trace_s([A,C,H])$其中$\omega_B{}'=\beta'$,$\omega_G{}'=\gamma'$,$s$是$[A,C,H]$的某一全局状态. 由于$[A,C,H]$无活锁,则$s$以初始全局状态为后继. 即存在$(\alpha,\omega,\delta)\in trace([A,C,H])$,其中$\alpha=\alpha'\alpha''$且$\omega=\omega'\omega''$,$\delta=\delta'\delta''$. 由引理2.1,$(\alpha,\omega_B)\in trace([A,B])$,$(\omega_G,\delta)\in trace([G,H])$. 而$\psi(\widetilde{\omega_B})=\widetilde{\omega_G}$,$\omega_B=\omega_B{}'\omega_B{}''$,$\omega_G=\omega_G{}'\omega_G{}''$,即$(\alpha,\omega_B)$和$(\omega_G,\delta)$分别由$(\alpha',\beta')$和$(\gamma',\delta')$扩展而来,所以$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$强匹配.

注意,$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$弱匹配隐含$[A,B]$的行迹段分量$\beta$和$[G,H]$的行迹段分量$\gamma$中重要信息的同态映射关系. 关于$K$强匹配隐含$[A,B]$和$[G,H]$的回到初始状态的行迹段分量中重要信息的同态映射关系. 没有这种同态映射关系$[A,B]$和$[G,H]$无死锁或无活锁并不能保证$[A,C,H]$无死锁或活锁. 若对协议$[A,B]$和$[G,H]$,$L(B)=trace(B,[A,B])$,$L(G)=trace(G,[G,H])$,则显然$\psi(\widehat{L(B)})=\widehat{L(G)}$是$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$强匹配的必要条件. 下面我们将给出$\psi(\widehat{L(B)})\neq\widehat{L(G)}$的例子.

## 3 一些例子

例3.1:

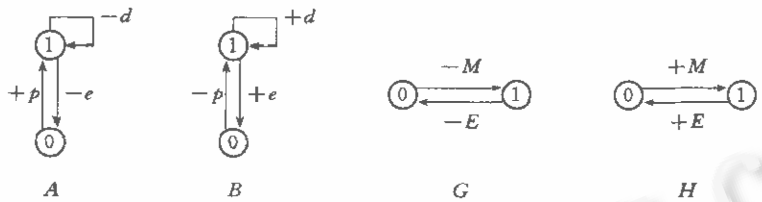


图3 协议[A,B]和[G,H]

对图3中的协议$[A,B]$和$[G,H]$,我们设$K=\{\langle -d,+M\rangle,\langle -e,+E\rangle\}$,则$\overline{K}=\{\langle +d,-M\rangle,\langle +e,-E\rangle\}$,$C=B\otimes^{\overline{K}}G$为图4所示.

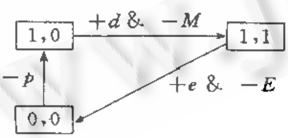


图4 $C=B\otimes^{\overline{K}}G$

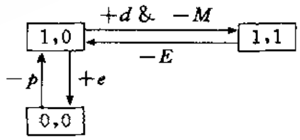


图5 $C'=B\otimes^{\overline{K}'}G$

协议$[A,B]$和$[G,H]$无死锁和活锁,但$[A,C,H]$有死锁状态$\langle(0,\langle 1,0\rangle,0),(e,\lambda,\lambda,\lambda)\rangle$,它是从初始全局状态经行迹段$((+p)(-e),(-p),\epsilon)$到达的. 对协议$[A,B]$和$[G,H]$,显然$(((+p)(-d)^i(-e))^j,((-p)(+d)^i(+e))^j)\in trace([A,B])$,$(((-M)(-E))^j,((+M)(+E))^j)\in trace([G,H])$. 而$L(B)=((-p)(+d)^*(+e))^*$,$L(G)=((-M)(-E))^*$,$\psi(\widehat{L(B)})\neq\widehat{L(G)}$. 只当$i=1$时,$[A,B]$的行迹段分量和$[G,H]$的行迹段分量的重要信息之间才有同态映射关系. 这里协议$[A,B]$和$[G,H]$关于$K$不匹配(不强匹配,也不弱匹配)反映了$[A,B]$的控制信息$e$和$[G,H]$的控制信息$E$功能上的不匹配. 对此例子我们

© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn

只选 $K'=\{\langle -d,+M\rangle\}$，$\overline{K}'=\{\langle +d,-M\rangle\}$，$C'=B\otimes^{\overline{K}'}G$ 如图 5 所示。$[A,C',H]$ 无死锁和活锁。

例 3.2：

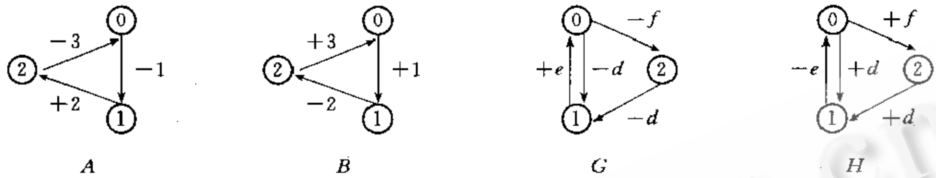


图6　协议 $[A,B]$ 和 $[G,H]$

对图 6 的协议 $[A,B]$ 和 $[G,H]$，若我们设 $\overline{K}=\{\langle +1,-d\rangle,\langle -2,+e\rangle,\langle +3,-f\rangle\}$，$C=B\otimes^{\overline{K}}G$ 如图 7 所示。

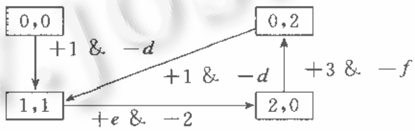


图7　$C=B\otimes^{\overline{K}}G$

在此例子中，$[A,B]$ 和 $[G,H]$ 均无死锁和活锁。$[A,B]$ 和 $[G,H]$ 关于 $K=\{\langle -1,+d\rangle,\langle +2,-e\rangle,\langle -3,+f\rangle\}$ 弱匹配，但不强匹配，$[A,C,H]$ 有活锁。实际上，对本例 $L(B)=((+1)(-2)(+3))^*$，$L(G)=(((-d)(+e))^*((-f)(-d)(+e))^*)^*$，$\psi(\widetilde{L(B)})\neq\widetilde{L(G)}$。

例 3.3：

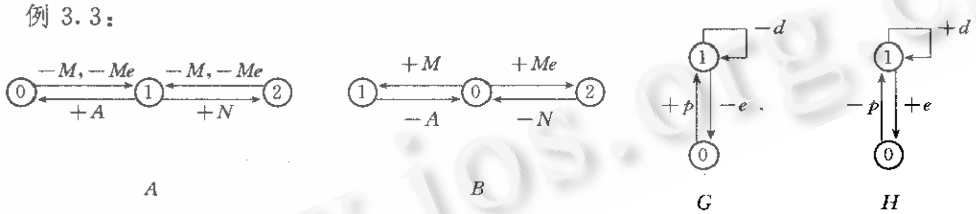


图8　协议 $[A,B]$ 和 $[G,H]$

在此例中，若我们对 $[A,B]$ 附加功能如图 9，则我们可选 $\overline{K}=\{\langle +M,-d\rangle,\langle -P,+p\rangle,\langle +E,-e\rangle\}$，$C=B\otimes^{\overline{K}}G$ 如图 10 所示，$[A,C,H]$ 无死锁和活锁。

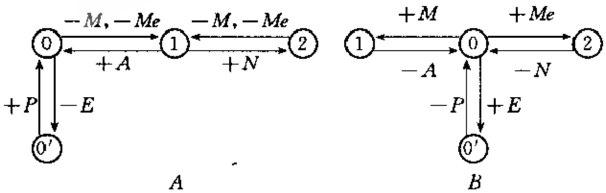


图9　修改后的协议 $[A,B]$

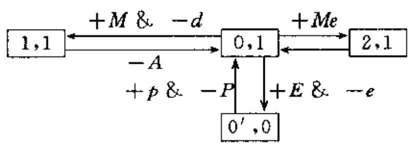


图10　$C=B\otimes^{\overline{K}}G$

© 中国科学院软件研究所　http://www.jos.org.cn

## 4 结 论

给定协议[$A$,$B$]和[$G$,$H$]及重要信息映射集合 $K$,可通过构造 $B$ 和 $G$ 关于 $K$ 的对偶积 $C$ 来构造[$A$,$B$]和[$G$,$H$]关于 $K$ 的转换器.我们讨论了这样构造的转换器的性质.对 $K$ 包含多个对偶的情况,我们给出了[$A$,$C$,$H$]无死锁和活锁的充要条件分别为[$A$,$B$]和[$G$,$H$]关于 $K$ 弱匹配和强匹配.也就是[$A$,$B$]的行迹段分量的重要信息能同态映射成[$G$,$H$]的行迹段分量的重要信息.[$A$,$B$]和[$G$,$H$]关于 $K$ 不匹配反映[$A$,$B$]和[$G$,$H$]协议功能上的不匹配.用这种 $K$ 构造 $C$,即使[$A$,$B$]和[$G$,$H$]无死锁和活锁,[$A$,$C$,$H$]会有死锁或活锁.所以应选择 $K$ 反映两个协议的公共功能子集.两个协议可能千差万别,但任何通信协议都是为了实现数据交换,这是基本功能.若只选择这个基本功能子集,则协议转换只实现数据映射.我们证明了对 $K$ 只包含一个对偶的情况,[$A$,$B$]和[$G$,$H$]无死锁和活锁就能保证[$A$,$C$,$H$]也无死锁和活锁.

### 参考文献


1 Okumura K. A formal protocol conversion method. Proc. ACM SIGCOMM'86 Symposium, 1986. 30—37.

2 Shu J C, Liu Ming T. An approach to indirect protocol conversion. Computer Networks and ISDN Systems, 1991, **21**(**2**):93—108.

3 Rajagopal M, Miller R E. Synthesizing a protocol converter from executable protocol traces. TEEE Trans. on Computers, 1991, **40**(**4**):487—498.

4 Calvert K L, Lam S S. Formal methods for protocol conversion, IEEE J. Select. Areas Commun., 1990, **8**(**1**):127—142.

5 赵锦蓉.通信协议转换器及其构造.软件学报,1995,**6**(**2**):91—98.

6 Green P E. Protocol conversion, IEEE Trans. Commun., 1986, **34**(**3**):257—268.

7 赵锦蓉.通信协议中的活锁及其检测.全国计算机网络技术及应用交流会论文集,1989.114—124.


## THE PROPERTIES OF PROTOCOL CONVERTERS


Zhao Jinrong

(*Computer Center*, *Tsinghua University*, *Beijing* 100084)



**Abstract** For two protocols [$A$,$B$] and [$G$,$H$] and a significant message mapping set $K$, this paper can construct the converter $C$ of these two protocols with respect to $K$ as the coupled product of $B$ and $G$ with $K$. This paper discusses the properties of such a protocol conversion model [$A$,$C$,$H$], specifically the properties of its freedom from deadlocks and livelocks. Some sufficient and necessary conditions are given.



**Key words** Protocol converters, significant message mapping, coupled product, deadlocks, livelocks, homomorphism, weak matchable, strong matchable.


© 中国科学院软件研究所 http://www.jos.org.cn