第6卷 增刊 软件学报 JOURNAL OF SOFTWARE Vol. 6, Supplement

关于 ω-有穷自动机的两个新的接受条件*

周文俊 苏锦祥

(郑州大学计算机科学系,郑州 450052)

摘要 至今被公开的 ω-有穷自动机的接受条件有 6 个即 C_1-C_6,寻找新的接受条件和研究 ω-有穷自动机关于新接受条件接受 ω-语言的能力是 ω-有穷自动机理论中的一个重要课题. 本文定义了 ω-有穷自动机的两个新的接受条件 Z_1 和 Z_2,并且研究了:(1)ω-U-NFA 关于 $Z_i(i=1,2)$ 接受 ω-语言的能力,得到了 $\mathscr{N}^S_{C_3}\subseteq\mathscr{N}^S_{Z_2}=\mathscr{N}^S_{Z_1}=\mathscr{N}_{Z_1}$;(2)ω-NFA 关于 $Z_i(i=1,2)$ 接受 ω-语言的能力,得到了 $\mathscr{N}_{C_1}\subseteq\mathscr{N}_{Z_1}\subseteq\mathscr{N}_{Z_2}$. 对于 ω-DFA 也有某些对应的结果.

关键词 ω-有穷自动机,接受条件,ω-语言.

ω-有穷自动机是在 ω-字上运行的有穷状态机器,这个识别(或者接受)ω-字的模型首先由 Büchi 提出[1],经过众多理论计算机科学家的研究,现已形成一具有丰富内容的 ω-有穷自动机理论,也成为形式语言和自动机的一个重要分支,文献[2]概述了 ω-有穷自动机理论.

与有穷自动机接受有穷长度字的方式不同,ω-有穷自动机接受 ω-字的方式可以有多种,所以 ω-有穷自动机接受 ω-语言的接受条件的确定是至关重要的. 目前被公认的接受条件有 6 个即 C_1-C_6[2,3],针对这 6 个接受条件,文献[2-4]分别对 ω-有穷自动机关于 $C_i(i=1,2,\cdots,6)$ 接受 ω-语言的能力进行了研究,即给出了 ω-有穷自动机关于 C_i 接受的 ω-语言族进行了描述和比较,文献[5]证明了对于接受条件 C_1-C_4,ω-有穷自动机与单指定集的 ω-有穷自动机接受 ω-语言的能力是相同的.

寻找 ω-有穷自动机的新的接受条件及研究 ω-有穷自动机关于新接受条件接受 ω-语言的能力是 ω-有穷自动机理论中的核心课题之一. 作者致力于 ω-有穷自动机接受条件的研究,在本文提出了两个新的接受条件 Z_1 和 Z_2,对 ω-有穷自动机关于 Z_1 或者 Z_2 接受 ω-语言的能力同关于其它接受条件接受 ω-语言的能力进行了比较研究,取得了很满意的结果. 其一,比较了 ω-U-NFA 关于 Z_1 和关于 Z_2 接受 ω-语言的能力,得出 $\mathscr{N}^S_{C_3}\subseteq\mathscr{N}^S_{Z_2}=\mathscr{N}^S_{Z_1}=\mathscr{N}_{Z_1}$;其二,比较了 ω-NFA 关于 Z_1、Z_2 同关于其它接受条件接受 ω-语言的能力,得出 $\mathscr{N}_{C_1}\subseteq\mathscr{N}_{Z_1}\subseteq\mathscr{N}_{Z_2}$. 对 ω-DFA 也有某些对应的结果.

1 基本概念与记号

为了给出本文的主要结果,需要引述和引进有关的概念和记号.

* 本文 1994-03-09 收到,1994-06-01 定稿

本文是国家自然科学基金资助项目. 周文俊,1965 年生,讲师,主要研究领域为形式语言和自动机. 苏锦祥,1934 年生,教授,主要研究领域为形式语言和自动机.

本文通讯联系人:周文俊,郑州 450052,郑州大学计算机科学系

设Σ是有穷字母表，Σ上的ω-字是一个由Σ中的字母组成的无穷序列，Σ上的所有ω-字组成的集合记为Σ^ω，$L\subseteq\Sigma^\omega$称为Σ上的ω-语言．用$\mathscr{P}^0(S)$表示集合S的所有非空子集组成的集合．

定义 1. 一个不确定的ω-有穷自动机（记为ω-NFA）是一个五元组$M=(Q,\Sigma,\delta,q_0,\mathscr{F})$，其中

（Ⅰ）Q是状态的有穷集合；

（Ⅱ）Σ是有穷字母表；

（Ⅲ）δ是$Q\times\Sigma$到$\mathscr{P}^0(Q)$的一个映射，称为转移函数；

（Ⅳ）$q_0\in Q$，称为初始状态；

（Ⅴ）$\mathscr{F}\subseteq\mathscr{P}^0(Q)$，称为指定状态集族．

如果对任意的$q\in Q$和任意的$a\in\Sigma$均有$|\delta(q,a)|=1$，则称M为确定的ω-有穷自动机，记为ω-DFA．

如果$|\mathscr{F}|=1$，则称M为单指定状态集的ω-有穷自动机，记为ω-U-NFA．确定的单指定状态集的ω-有穷自动机记为ω-U-DFA．

ω-NFA与ω-DFA统一记作ω-FA，ω-U-NFA与ω-U-DFA，统一记作ω-U-FA．

定义 2. 设$M=(Q,\Sigma,\delta,q_0,\mathscr{F})$是一个$\omega$-$NFA$，$\sigma=a_1a_2\cdots a_n\cdots$是$\Sigma$上的一个$\omega$-字，$r=q_0q_1\cdots q_n\cdots$是$M$中状态的无穷序列，如果对任意的正整数$i$有$q_i\in\delta(q_{i-1},a_i)$，则称$r$为$M$在$\sigma$上的一个运行．

令$F(r)=\{q\in Q|q$在r中出现有穷次$\}$，$I(r)=\{q\in Q|q$在r中出现无穷次$\}$，$O(r)=\{q\in Q|q$在r中出现$\}$

定义 3. 设M是一个ω-NFA，$\sigma\in\Sigma^\omega$，如果存在M在σ上的一个运行r满足条件C，则称ω-NFA M关于条件C接受σ，C称为接受条件．

文献[2,3]给出了以下6个接受条件：

C_1：$(\exists\ H)I(r)\cap H\neq\varnothing$

C_2：$(\exists\ H)I(r)\subseteq H$

C_3：$(\exists\ H)O(r)\cap H\neq\varnothing$

C_4：$(\exists\ H)O(r)\subseteq H$

C_5：$(\exists\ H)I(r)=H$

C_6：$(\exists\ H)O(r)=H$

其中$\exists\ H$为存在一个$H\in\mathscr{F}$的缩写，以下同．

本文定义了下面两个新的接受条件：

Z_1：$(\exists\ H_1)(F(r)\cap H_1\neq\varnothing)\wedge(\exists\ H_2)(I(r)\cap H_2\neq\varnothing)$

Z_2：$(\exists\ H)(F(r)\cap H\neq\varnothing\wedge I(r)\cap H\neq\varnothing)$

称$L_C(M)=\{\sigma\in\Sigma^\omega|M$关于条件$C$接受$\sigma\}$为$\omega$-$NFA$ M关于条件C接受的ω-语言．

令$\mathscr{N}_C$（或者$\mathscr{N}_C^S$）为ω-NFA（或者ω-U-NFA）关于条件C接受的ω-语言族，令$\mathscr{D}_C$（或者$\mathscr{D}_C^S$）为ω-DFA（或者ω-U-DFA）关于条件C接受的ω-语言族．

由Z_1、Z_2和C_1的定义容易看出有如下结果．

定理 1. 设 M 是 ω-NFA(或者 ω-DFA,ω-U-NFA,ω-U-DFA),则 $L_{Z_2}(M)\subseteq L_{Z_1}(M)\subseteq L_{C_1}(M)$.

2 ω-U-FA 关于接受条件 Z_1、Z_2 接受 ω-语言的能力

关于接受条件 C_1-C_4,ω-NFA(或者 ω-DFA)与 ω-U-NFA(或者 ω-U-DFA)接受 ω-语言的能力相同,即 $\mathscr{N}_{C_i}=\mathscr{N}^S_{C_i}$(或者 $\mathscr{D}_{C_i}=\mathscr{D}^S_{C_i}$),$i=1,2,3,4$[5]. 在这一节我们将考查 ω-U-NFA(或者 ω-DFA)关于 Z_1、Z_2 接受 ω-语言的能力.

定理 2. (1)ω-NFA 与 ω-U-NFA 关于 Z_1 接受 ω-语言的能力相同,即 $\mathscr{N}_{Z_1}=\mathscr{N}^S_{Z_1}$;

(2)ω-DFA 与 ω-U-DFA 关于 Z_1 接受 ω-语言的能力相同,即 $\mathscr{D}_{Z_1}=\mathscr{D}^S_{Z_1}$.

证明:(1)$\mathscr{N}^S_{Z_1}\subseteq\mathscr{N}_{Z_1}$ 是显然的,因为任意一个 ω-U-NFA 都是 ω-NFA 的特殊情形.

反之,设 $L\in\mathscr{N}_{Z_1}$,即有一个 ω-NFA $M=(Q,\Sigma,\delta,q_0,\mathscr{F})$,使得 $L=L_{Z_1}(M)$. 现构造一个 ω-U-NFA $M'=(Q,\Sigma,\delta,q_0,H)$,其中 $H=\bigcup_{H_i\in\mathscr{F}}H_i$. 下面证明 $L_{Z_1}(M)=L_{Z_1}(M')$.

由于 M 与 M' 的状态集合及转移函数都一样,故 M 在任意 ω-字 σ 上有一个运行 r,当且仅当 M' 在 σ 在有一个运行 r.

又因为 $H=\bigcup_{H_i\in\mathscr{F}}H_i$,故 $(\exists\ H_1)(F(r)\cap H_1\neq\varnothing)\wedge(\exists\ H_2)(I(r)\cap H_2\neq\varnothing)$ 当且仅当 $(F(r)\cap H\neq\varnothing)\wedge I(r)\cap H\neq\varnothing$.

因此,对于任意的 $\sigma\in\Sigma^\omega$,$\sigma\in L_{Z_1}(M)$ 当且仅当存在 M 在 σ 上的一个运行 r 满足 Z_1: $(\exists\ H_1)(F(r)\cap H_1\neq\varnothing)\wedge(\exists\ H_2)(I(r)\cap H_2\neq\varnothing)$ 当且仅当存在 M' 在 σ 上的一个运行 r 满足 Z_1:$(\exists\ H)(F(r)\cap H\neq\varnothing)\wedge(\exists\ H)(I(r)\cap H\neq\varnothing)$ 当且仅当 $\sigma\in L_{Z_1}(M')$.

这样,即得出 $\mathscr{N}_{Z_1}\subseteq\mathscr{N}^S_{Z_1}$.

故 $\mathscr{N}_{Z_1}=\mathscr{N}^S_{Z_1}$.

(2)类似(1)的证明(略).

由于对 ω-U-FA 来说,条件 Z_1 与 Z_2 是等价的,故有下面定理:

定理 3. (1)ω-U-NFA 关于 Z_1 和关于 Z_2 接受 ω-语言的能力相同,即 $\mathscr{N}^S_{Z_1}=\mathscr{N}^S_{Z_2}$;

(2)ω-U-DFA 关于 Z_1 和关于 Z_2 接受 ω-语言的能力相同,即 $\mathscr{D}^S_{Z_1}=\mathscr{D}^S_{Z_2}$.

ω-U-NFA(或者 ω-U-DFA)关于 Z_2 接受的 ω-语言族究竟有多大,下面定理说明了 $\mathscr{N}^S_{Z_2}$(或者 $\mathscr{D}^S_{Z_2}$)至少是 $\{U\Sigma^\omega|U$ 为正则集$\}$,由于 $\mathscr{N}^S_{Z_2}=\mathscr{D}^S_{Z_2}=\{U\Sigma^\omega|U$ 为正则集$\}$[4],故 ω-U-NFA(或 ω-U-DFA)关于 C_3 接受的 ω-语言必定被某一个 ω-U-NFA(或者 ω-U-DFA)关于 Z_2 接受.

定理 4. (1)ω-U-NFA 关于 Z_2 接受 ω-语言的能力不小于 ω-U-NFA 关于 C_3 接受 ω-语言的能力,即 $\mathscr{N}^S_{C_3}\subseteq\mathscr{N}^S_{Z_2}$;

(2)ω-U-DFA 关于 Z_2 接受 ω-语言的能力不小于 ω-U-DFA 关于 C_3 接受 ω-语言的能力,即 $\mathscr{D}^S_{C_3}\subseteq\mathscr{D}^S_{Z_2}$.

证明:这里引用文献[4,5]中的结果:$\mathscr{D}^S_{C_3}=\mathscr{D}_{C_3}=\mathscr{N}_{C_3}=\mathscr{N}^S_{C_3}=\{U\Sigma^\omega|U$ 为正则集$\}$.

(1)设 $L=U\Sigma^\omega\in\mathscr{N}^S_{C_3}$,由于 U 为正则集,则存在一个确定的有穷自动机 $M=(Q,\Sigma,\delta,q_0,H)$ 使得 $L(M)=U$,现构造一个 ω-U-NFA $M'=(Q',\Sigma,\delta',q_0,H')$,其中 $Q'=Q\cup\{p\}$,这里 $p\notin Q$;$H'=H\cup\{p\}$;对于任意的 $q\in Q'$ 和任意的 $a\in\Sigma$,

$$\delta'(q,a)=\begin{cases}\delta(q,a), & \text{如果 } q\in Q-H\\ \delta(q,a)\cup\{p\}, & \text{如果 } q\in H\\ \{q\}, & \text{如果 } q=p.\end{cases}$$

下面证明 $L_{Z_2}(M')=U\Sigma^\omega$.

设 $\sigma\in\Sigma^\omega$，若 $\sigma\in U\Sigma^\omega$，则存在 $x\in U$，$\sigma_1\in U\Sigma^\omega$ 使得 $\sigma=x\sigma_1$，从 $\sigma\in U$ 得 M 在 x 上有一运行 $r_1=q_0q_1\cdots q_k$ 使 $q_k\in H$，M' 在 σ 的前缀 x 上的模拟 M，而后进入状态 p 使 M' 在 p 上运行完 σ 的后缀 σ_1，这样即可得到 M' 在 σ 上的一个运行 $r=r_1pp\cdots=q_0q_1\cdots q_kpp\cdots$. 因为 $q_k\in F(r)$，且 $q_k\in H(\subseteq H')$，故 $F(r)\cap H'\neq\varnothing$，又因为 $I(r)=\{p\}$，故 $I(r)\cap H'\neq\varnothing$ 从而 M' 在 σ 上有一个运行 r 满足 Z_2：$F(r)\cap H'\neq\varnothing\wedge I(r)\cap H'\neq\varnothing$，即 $\sigma\in L_{Z_2}(M')$ 故有 $U\Sigma^\omega\subseteq L_{Z_2}(M')$.

反之，设 $\sigma\in\Sigma^\omega$，若 $\sigma\in L_{Z_2}(M')$，则 M' 在 σ 上有一运行 $r=q_0q_1\cdots q_n\cdots$ 满足 Z_2：$F(r)\cap H'\neq\varnothing\wedge I(r)\cap H'\neq\varnothing$，由 $F(r)\cap H'\neq\varnothing$ 得 r 中存在 q_k 使得 $q_k\in F(r)\cap H'$，进而 $q_k\neq p$（若不然，则 $q_k=p\in I(r)$，这与 $q_k\in F(r)$ 矛盾），故 $q_k\in H$. 这样，r 可以分成两段，即 $r=r_1r_2$，使得 $r_1=q_0q_1\cdots q_k$，σ 也相应分成两段，即 $\sigma=x\sigma_1$，使得 r_1 为 M' 在 x 上的运行. 由转移函数规则 $\delta(p,a)=p$ 得 $q_i\neq p(i=1,2,\cdots,k)$，故 $r_1=q_0q_1\cdots q_k$ 是 M 在 x 上的一个运行，由于 $q_k\in H$，因此 $x\in L(M)$，即 $x\in U$，而 $\sigma_1\in\Sigma^\omega$，故 $\sigma\in U\Sigma^\omega$，这样即证明了 $L_{Z_2}(M')\subseteq U\Sigma^\omega$.

综上两方面得，$L_{Z_2}(M')=U\Sigma^\omega$，从而定理中的结论(1)得证.

(2)类似(1)构造一个 ω-U-DFA $M'=(Q',\Sigma,\delta',q_0,H')$，其中 $Q'=Q\cup\{p\}$，这里 $p\notin Q$；$H'=H\cup\{p\}$；对于任意的 $q\in Q'$ 和任意的 $a\in\Sigma$，

$$\delta'(q,a)=\begin{cases}\delta(q,a), & \text{如果 } q\in Q'-H'\\ p, & \text{如果 } q\in H'.\end{cases}$$

余下证明与(1)类似(略).

从定理 2、定理 3 和定理 4 即可看出 ω-U-NFA（或者 ω-U-DFA）分别关于 C_3、Z_1、Z_2 接受 ω-语言的能力的大小，即语言族之间的包含关系有：$\mathscr{N}^S_{C_3}\subseteq\mathscr{N}^S_{Z_2}=\mathscr{N}^S_{Z_1}=\mathscr{N}_{Z_1}$（或者 $\mathscr{D}^S_{C_3}\subseteq\mathscr{D}^S_{Z_2}=\mathscr{D}^S_{Z_1}=\mathscr{D}_{Z_1}$）.

3 ω-FA 关于接受条件 Z_1、Z_2 接受 ω-语言的能力

本节将对 ω-NFA（或者 ω-DFA）关于 Z_1 与关于 Z_2 接受 ω-语言的能力进行比较，而且还要同 ω-NFA 关于 C_1、C_3 接受 ω-语言的能力进行比较.

定理 5. (1)ω-NFA 关于 Z_2 接受 ω-语言的能力不小于 ω-NFA 关于 Z_1 接受 ω-语言的能力，即 $\mathscr{N}_{Z_1}\subseteq\mathscr{N}_{Z_2}$；

(2)ω-DFA 关于 Z_2 接受 ω-语言的能力不小于 ω-DFA 关于 Z_1 接受 ω-语言的能力，即 $\mathscr{D}_{Z_1}\subseteq\mathscr{D}_{Z_2}$.

证明：根据定理 2 和和定理 3 立即可以得出

(1)$\mathscr{N}_{Z_1}=\mathscr{N}^S_{Z_1}=\mathscr{N}^S_{Z_2}\subseteq\mathscr{N}_{Z_2}$；

(2)$\mathscr{D}_{Z_1}=\mathscr{D}^S_{Z_1}=\mathscr{D}^S_{Z_2}\subseteq\mathscr{D}_{Z_2}$.

定理 6. (1)ω-NFA 关于 Z_1 接受 ω-语言的能力不小于 ω-NFA 关于 C_3 接受 ω-语言的

能力，即 $\mathscr{N}_{C_3}\subseteq\mathscr{N}_{Z_1}$；

(2)ω-DFA 关于 Z_1 接受 ω-语言的能力不小于 ω-DFA 关于 C_3 接受 ω-语言的能力，即 $\mathscr{D}_{C_3}\subseteq\mathscr{D}_{Z_1}$.

证明：文献[5]已证明 $\mathscr{N}_{C_3}=\mathscr{N}^S_{C_3}$，$\mathscr{D}_{C_3}=\mathscr{D}^S_{C_3}$，再由定理 2、定理 3 和定理 4 得

(1)$\mathscr{N}_{C_3}=\mathscr{N}^S_{C_3}\subseteq\mathscr{N}^S_{Z_2}=\mathscr{N}^S_{Z_1}=\mathscr{N}_{Z_1}$；

(2)$\mathscr{D}_{C_3}=\mathscr{D}^S_{C_3}\subseteq\mathscr{D}^S_{Z_2}=\mathscr{D}^S_{Z_1}=\mathscr{D}_{Z_1}$.

下面定理是一个比定理 6 更强的结论，即一个比 $\mathscr{N}_{C_3}$ 更大的语言族 $\mathscr{N}_{C_1}$ 中的任一 ω-语言的均可以被某个 ω-NFA 关于 Z_1 接受.

定理 7. ω-NFA 关于 Z_1 接受 ω-语言的能力不小于 ω-NFA 的关于 C_1 接受 ω-语言的能力，即 $\mathscr{N}_{C_1}\subseteq\mathscr{N}_{Z_1}$.

证明：设 $L\in\mathscr{N}_{C_1}$，则存在一个 ω-NFA $M=(Q,\Sigma,\delta,q_0,\mathscr{F})$ 使得 $L_{C_1}(M)=L$，其中 $\mathscr{F}=\{H_i\mid H_i\subseteq Q,i=1,2,\cdots,n\}$.

构造一个 ω-NFA $M'=(Q',\Sigma,\delta',q_0,\mathscr{F}')$，其中

$Q'=Q\cup S$，这里 S 是由一个一一对应 $\rho:\bigcup_{H_i\in\mathscr{F}}H_i\to S$ 确定并且 $S\cap(\bigcup_{H_i\in\mathscr{F}}H_i)=\varnothing$，通俗地说，$S$ 是 $\bigcup_{H_i\in\mathscr{F}}H_i$ 中的状态的改名后的集合；

$\mathscr{F}'=\mathscr{F}\cup\mathscr{F}_S$，这里 $\mathscr{F}_S=\{\rho(H_i)\mid H_i\in\mathscr{F}\}$；

对于任意的 $q\in Q'$ 和任意的 $a\in\Sigma$，

$$\delta'(q,a)=\begin{cases}\delta(q,a)\cup S', & \text{如果 } q\in Q\\ \delta(\bar{q},a), & \text{如果 } q\in S\end{cases}$$

这里 $S'=\{\rho(p)\mid p\in\delta(q,a)\cap(\bigcup_{H_i\in\mathscr{F}}H_i)\}$，$\bar{q}=\rho^{-1}(q)$.

下面证明 $L_{Z_1}(M')=L_{C_1}(M)$.

设 $\sigma\in\Sigma^\omega$，若 $\sigma\in L_{C_1}(M)$，则 M 在 σ 上有一运行 $r=q_0q_1\cdots q_n\cdots$ 满足 C_1：$(\exists\ H_i\in\mathscr{F})I(r)\cap H_i\neq\varnothing$，即 r 中有一个 q_k 使 $q_k\in I(r)$，且 $q_k\in H_i$. 将 r 分成两段，即 $r=r_1r_2$，使得 r_1 中含有 q_k 及 r_2 以 q_k 开头且对任意自然数 n 状态 q_{k+n} 均在 r 中出现无穷多次. 由 δ' 的构造知 M' 在 σ 上有一运行 $r'=r'_1r_2$，其中 r'_1 是将 r_1 中属于 $I(r)\cap H_i$ 的状态 q 改为 $\rho(q)\in\rho(H_i)$ 而得到的状态序列，这样 $\rho(q_k)\in\rho(H_i)$. 因为 $\rho(q_k)$ 在 r_2 中没有出现，故 $\rho(q_k)\in F(r')$，从而 r' 满足 Z_1：$(\exists\ \rho(H_i)\in\mathscr{F}')(F(r')\cap\rho(H_i)\neq\varnothing)\wedge(\exists\ H_i\in\mathscr{F}')(I(r)\cap H_i\neq\varnothing)$，即 $\sigma\in L_{Z_1}(M')$，故有 $L_{C_1}(M)\subseteq L_{Z_1}(M')$.

反之，设 $\sigma\in\Sigma^\omega$，若 $\sigma\in L_{Z_1}(M')$，则 M' 在 σ 上有一运行 r 满足 Z_1：$(\exists\ H_i\in\mathscr{F}')(F(r)\cap H_i\neq\varnothing)\wedge(\exists\ H_j\in\mathscr{F}')(I(r)\cap H_j\neq\varnothing)$，只需将 r 中属于 S 的状态 q 还原成 $\bigcup_{H_i\in\mathscr{F}}H_i$ 中的 $\rho^{-1}(q)$ 即可得到 M 在 σ 上的一个运行 r'. 下面分两种情况证明 r' 满足 C_1，(1)若 $H_j\in\mathscr{F}$，则由 r 满足 $I(r)\cap H_j\neq\varnothing$，即得 r' 满足 C_1；(2)若 $H_j\in\mathscr{F}_S$，则 r' 满足 $(\exists\ \rho^{-1}(H_j)\in\mathscr{F})I(r')\cap\rho^{-1}(H_j)\neq\varnothing$，即 r' 满足 C_1，从而 $\sigma\in L_{C_1}(M)$，故有 $L_{Z_1}(M')\subseteq L_{C_1}(M)$.

综上两方面得 $L_{Z_1}(M')=L_{C_1}(M)$，故定理得证.

定理 8. ω-NFA 关于 Z_2 接受 ω-语言的能力不小于 ω-NFA 关于 C_1 接受 ω-语言的能力，即 $\mathscr{N}_{C_1}\subseteq\mathscr{N}_{Z_2}$.

证明：由定理5和定理7即可得到.

由定理5和定理7得出$\mathcal{N}_{C_1}\subseteq\mathcal{N}_{Z_1}\subseteq\mathcal{N}_{Z_2}$，在文献[4]中已证明了$\mathcal{N}_{C_1}=\mathcal{R}_\omega$(即ω-正则集族)，于是得出ω-NFA关于$Z_1$、$Z_2$接受的ω-语言族不小于ω-正则集族$\mathcal{R}_\omega$.

参考文献

1 Büchi J R. On a decision problem in restricted second order arithmetic. In: Proc. Int. Congr. Logic, Methodology and Philosophy of Science, Calif. 1960. Stanford: Stanford University Press, 1962. 1—12.

2 Cohen R S, Gold A Y. Theory of ω-languages I: characterizations of ω-context free languages. Comput. System Sci., 1977, **15**(2): 169—184.

3 Moriya T, Yamasaki H. Accepting conditions for automata on ω-languages. Theoret. Comput. Sci., 1988, **61**(1): 137—147.

4 Wagner K. On ω-regular sets. Inform. & Control, 1979, **43**(1): 123—177.

5 Staiger L, Wagner K. Automatentheoretische und automatemfreie charaktrisierungen topologischer klassen regularer folgenmengen. EIK, 1974, **10**(3): 379—392.

ON TWO TYPES NEW ACCEPTANCE CONDITION OF ω-FINITE STATE AUTOMATA

Zhou Wenjun　Su Jinxiang

(*Department of Computer Science, Zhengzhou University, Zhengzhou* 450052)

Abstract　Six acceptance conditions C_1-C_6 of ω-FA were known so far. To look for some new acceptance condition of ω-FA and to study the power of ω-FA that accept ω-language with respect to the acceptance condition is one of heart problem in theory of ω-finite state automata. This paper presents two types new acceptance condition Z_1 and Z_2 of ω-FA. The authors investigate (1) the power of ω-U-NFA that accept ω-language with respect to $Z_i(i=1,2)$ and derive $\mathcal{N}^S_{C_3}\subseteq\mathcal{N}^S_{Z_2}=\mathcal{N}^S_{Z_1}=\mathcal{N}^S_{Z_1}$; (2) the power of ω-NFA that accept ω-language with respect to $Z_i(i=1,2)$ and obtain $\mathcal{N}_{C_1}\subseteq\mathcal{N}_{Z_1}\subseteq\mathcal{N}_{Z_2}$. Some analogue results are correct with ω-DFA.

Key words　ω-finite state automata, acceptance condition, ω-language.