第 34 卷　第 3 期　　电 子 科 技 大 学 学 报　　Vol.34　No.3
2005 年 6 月　　Journal　of　UEST　of　China　　Jun. 2005

NFA→FA→GFA自动机转换算法

周启海

(西南财经大学经济信息工程学院　成都　610074)

【摘要】研究了不确定有穷自动机NFA、确定有穷自动机FA、规范有穷自动机GFA的基本关系与等价转换；给出了“ NFA→FA ”等价转换算法与“ FA→GFA ”等价转换算法，构造性证明了从FA到GFA的存在性，提供了自动机极小化算法的研究基础。

关　键　词　不确定自动机;　确定自动机;　规范自动机;　等价转换算法;　极小化

中图分类号　TP301.1　　　　文献标识码　A

Automata Transform Algorithm for“NFA→FA→GFA”

ZHOU Qi-hai

(School of Economic Information Engineering, Southwestern University of Finance and Economics　Chengdu　610074)

Abstract　The essential relationship and equal value transformation of Non-Finite Automat, Finite Automat and Gauge Finite Automat (abbreviated as NFA, FA & GFA) is studied. An equal value transforming algorithms of "NFA→FA” and "FA→GFA” are given, the existing nature from FA To GFA is proved by construction, with which the basis of an algorithm research on the minimum of an Automat is provided.

Key words　non-finite automat;　finite automat;　gage automat;　equal value transforming algorithm;　minimum

文献[1～7]论及不确定有穷自动机“NFA(Non-Finite Automat)确定有穷自动机→FA(Finite Automat)规范有穷自动机→GFA(Gage Finite Automat)”等价转换，但存在不足：仅有公理化结论，而未见构造性算法，且在“FA→GFA”等价转换理论证明中存在不严谨之处[1]。为此，本文给出“NFA→FA→GFA”自动机自动转换算法的构造、证明与改进。

1　NFA转化为等价的FA

定义 1　不确定有穷自动机NFA，是定义在字母表Σ上的数学系统$(K, \Sigma, \delta, Q_0, F)$；确定有穷自动机FA，是定义在字母表$\Sigma$上的数学系统$(K, \Sigma, \delta, q_0, F)$；其中，$K$是非空有穷状态集，$\Sigma$是非空有穷输入字母表，$\delta$是$K\times\Sigma$到$K$的映射，开始状态集$Q_0\in 2^K$，开始状态$q_0\in K$，终止状态集$F\subseteq K$。若有穷自动机$M_1$、$M_2$所能接受的语言分别为$T(M_1)$、$T(M_2)$满足$T(M_1)=T(M_2)$，则称$M_1$与$M_2$等价。

定理 1　任给NFA，必存在等价于它的FA。

文献[1]证明了定理1。构造了如图1所示的“NFA→FA”算法1；图中：$[Q]$、$[Q_i]$为工作栈B、D中元素，W为陷阱状态集。

基于定理1和算法1：不失一般性，可将NFA极小化问题归结为FA极小化问题。

收稿日期：2004 – 03 – 01
作者简介：周启海(1947 –)，男，教授，主要从事软件设计方法学等方面的研究.

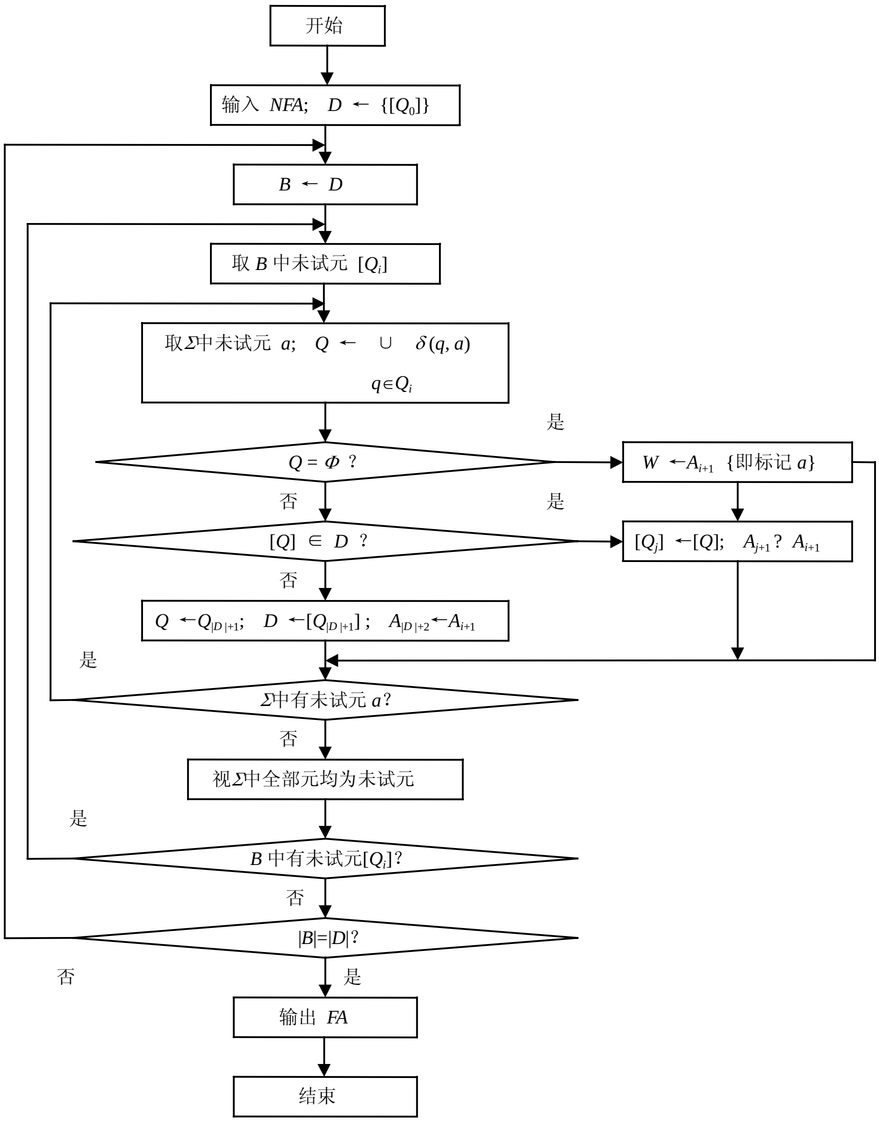

图1 由已知NFA构造其等价FA的算法1

2 FA转化为等价的GFA

定义 2 记FA=$(K, \Sigma, \delta, Q_0, F)$。若$K$中没有：

1) 不可达状态$q\in$–$\{ q_i \mid \exists w\in \Sigma^*$，使得 $\delta(q_0,w) = q_i\in K\}$;

2) 不可止状态$q\in K$–$\{ q_i \mid \exists w\in \Sigma^*$，使得 $\delta(q_i，w) = q_i\in F\}$。那么，可称此FA为GFA。

定理 2 对任给FA，存在其等价的GFA。

证明 设任给FA为$M_1=(K, \Sigma, \delta, q_0, F)$，其可达状态集$P=\{q_i \mid \exists w\in \Sigma^*$，使得 $\delta(q_0,w) = q_i\in K \}\subseteq K$，其可止状态集$Q=\{ q_i \mid \exists w\in \Sigma^*$，使得 $\delta(q_0,w) = q_i\in F \}\subseteq K$。

1) 这里的P、Q，可构造如下：

令$P_0=\{q_0\}$，$P_n= P_{n-1}\cup(\bigcup\limits_{q_i\in P_{n-1}} \{ q \mid \delta(q_i, a) = q\in K, a\in \Sigma \})$，其中：$n$=1，2，3，…，则

$$P = \bigcup_{n=0}^{\infty} P_n$$

注意到$P_n \subseteq P_{n+1}\subseteq K$，$n\geqslant 1$，而$K$为有穷集；故存在自然数$N_1$，当$n\geqslant N_1$时，恒有$P_n = P_{N_1}$，于是有

$P=\bigcup_{n=0}^{\infty}P_n=\lim_{n\to\infty}P_n=P_{N_1}$。

又令 $Q_0=F$，$Q_n=Q_{n-1}\cup\ (\bigcup_{q_0\in Q_{n-1}}\{q\mid\delta(q,a)=q_i\in K, a\in\Sigma\})$，其中，$n$=1，2，3，…。

则同理可证：存在自然数N_2，使$Q=\bigcup_{n=0}^{\infty}Q_n=\lim_{n\to\infty}Q_n=Q_{N_2}$。

2) 若$P\cap Q=\Phi$，M_1所接受语言$T(M_1)=\Phi$；则此时，自然已无讨论必要。若$P\cap Q\neq\Phi$，则可构造新的FA为$M_2=(K',\ \Sigma',\ \delta',\ q_0',\ F')$。其中：$K'=P\cap Q$；$\Sigma'=\Sigma$；$\delta'(q,a)=\delta(q,a)$，$\forall a\in\Sigma', q\in K'$; $q_0'=q$；$F'=F\cap K'$。显然，$T(M_1)=T(M_2)$，且K'中必无不可达状态和不可止状态；故M_2为等价于M_1的规范有穷自动机GFA。

证毕

根据定理2及其构造性证明，构造了如图2所示的“FA→GFA”算法2。

定理 3　设R为定义在集合S上的任一等价关系，则以下两命题均成立：

命题 1　若R的任两个不同等价类为$[\alpha]_R$，$[\beta]_R$，$\alpha\in S$，$\beta\in S$，$(\alpha,\beta)\notin R$；则$[\alpha]_R\cap[\beta]_R=\Phi$。

命题 2　若Λ为R的各不同等价类的代表元素所构成的指标集，则$S=\bigcup_{a\in\Lambda\subseteq S}[\alpha]_R$

证明　1) 假设原命题1不成立，则$[\alpha]_R\cap[\beta]_R\neq\Phi$。任取$a\in[\alpha]_R\cap[\beta]_R$，则由$a\in[\alpha]_R$，$a\in[\beta]_R$，故$a\,R\,\alpha$, $a\,R\,\beta$。因R为等价关系，故由R的对称性，有$\alpha\,R\,a$；又由$\alpha\,R\,a$，和$a\,R\,\beta$，并根据等价关系R的传递性，必有$\alpha\,R\,\beta$，即$(\alpha,\beta)\in R$。显然，这与已知$(\alpha,\beta)\notin R$矛盾。因此，原命题1成立。

2) 一方面，$[\alpha]_R\subseteq S$，故$\bigcup_{a\in\Lambda}[\alpha]_R\subseteq S$。另一方面，任取$a\in S$，则$a\in[a]_R\subseteq\bigcup_{a\in\Lambda}[\alpha]_R$；其中，$[a]_R$为$a$所在等价类。故有$S\subseteq\bigcup_{a\in\Lambda}[\alpha]_R$。因此，$S=\bigcup_{a\in\Lambda\subseteq S}[\alpha]_R$。故原命题2成立。

证毕

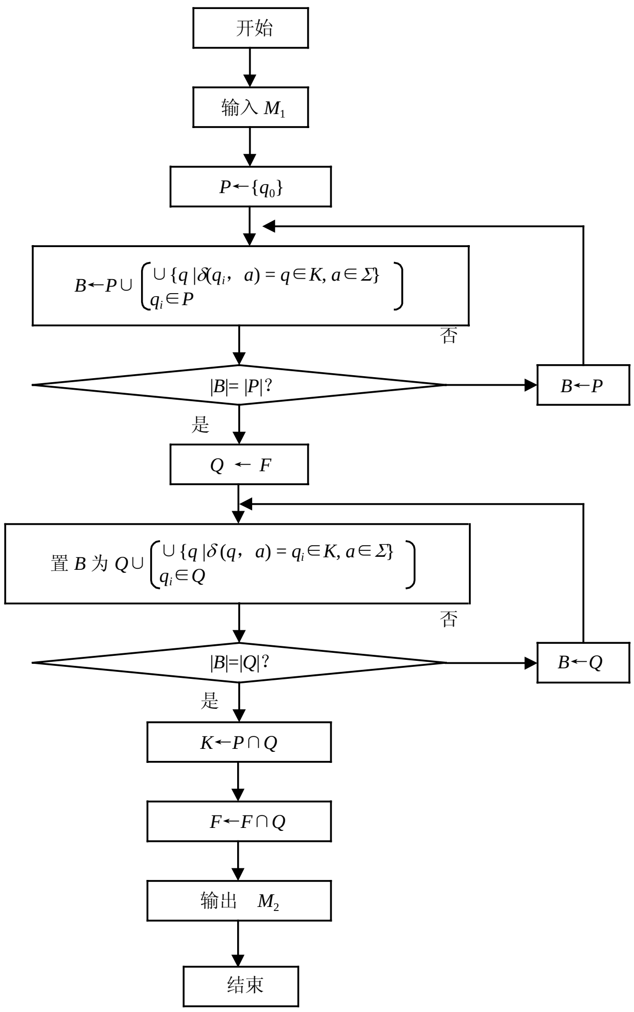

图2　由已知FA构造其等价的规范FA的算法2

需要特别指出的是：一般地说，此处所提及的指标集Λ未必是有穷集，因而Λ的势(亦即等价关系R的指数)也未必是有穷的。文献[1]在论述等价关系的重要特性时说：“若R是S集合上的一个等价关系，则对于1和∞之间的某个K，总能把S分成K个不相交的子集，…”。而这种关于等价类个数的不严谨提法，是欠妥的。事实上，在通常意义下，术语“1和∞之间的某个K”，是不包括$K=\infty$的情形。反例证明：

设命题2中的S为无穷集{1, 2, 3, …, n}，定义于S上的等价关系R为：$a\,R\,b\Leftrightarrow a=b$(其中，$a\in S$，$b\in S$)；则对任$\alpha\in S$，$\alpha$的等价类$[\alpha]_R=\{\alpha\}$。显而易见有：$S=\bigcup_{a\in S}[\alpha]_R$。

而S为无穷集，即R等价类个数为$+\infty$。故一般说来，$K\leqslant+\infty$。

(下转第395页)

```
CREAT PROCEDURE pro_updateusers
@INFORM_DAYS INT
AS
INSERT INTO update_users
SELECT user_addcode , cur_state , close_time from users_state
WHERE (close_time <= GETDATE()    AND    user_state = ’on’ )
OR (close_time <= GETDATE()    AND    user_state = ’dis’ )
OR (close_time <= GETDATE()+@INFORM_DAYS    AND    user_state = ’on’ )
OR (close_time > GETDATE()    AND    user_state = ’off’ )
OR (close_time > GETDATE()+@INFORM_DAYS    AND    user_state = ’dis’ )
```

在存储过程中，参数@INFORM_DAYS表示允许延迟的时间，在状态控制程序调用存储过程时，将允许延迟时间inform_days以参数@INFORM_DAYS的方式传递给存储过程。因此，在需要修改用户控制规则时，只需对inform_days设置进行修改，从而实现对存储过程的修改。

存储过程对数据库功能进行模块化封装[4]，在用户状态控制逻辑更改时，只需对存储过程进行修改，或者通过对存储过程的参数进行修改便可实现，而不影响其他模块，易于系统的维护。

6 结　论

该方案具有以下几个特点：1) 用户收视状态的实时更新。2) 提高系统资源利用效率。3) 提高响应速度。4) 易于维护。目前，该方案已成功应用于某营运商的收费管理系统中，并达到预期的目标，实现了对用户收视状态的实时控制。

参　考　文　献

[1] 罗宣高. 一种新型的可寻址有线电视收费管理系统[J]. 有线电视技术, 2002, 9(7): 90-93

[2] 徐增祥, 赵　波. 新型低成本智能可寻址有线电视收费管理系统[J]. 中国有线电视, 2002, (14): 43-46

[3] Matthew Shepker 著. SQL Server 24学时[M]. 刘　艺, 周增改译. 北京: 机械工业出版社, 2000

[4] 孙晓枫, 范正翘, 袁海文. 存储过程在SQL Server数据库自我管理中的高级应用[J]. 计算机应用, 2002, 22(4): 92-94

编　辑　孙晓丹

(上接第365页)

3 结　论

基于上述定理与算法，可构造性地实现“从不确定有穷自动机NFA，转化为确定有穷自动机FA，再从FA转化为规范有穷自动机GFA”的自动机等价转换。据此，只需进一步利用等价类对其定义集合*S*的上述分划特性，即可实现对有穷自动机的极小化(注：笔者就此的研究成果，将在另文中阐述)。

参　考　文　献

[1] Hopcroft J E, Ullman J D. 形式语言与自动机的关系[M]. 北京: 科学出版社, 1979

[2] Aho A V, Ullman J D. Priciples of compiler design[M]. Bosten: Addiosn Welsley Publishing Company, 1977

[3] Aho A V, Hopcroft J E, Ullman J D. The design and analysis of computer algorithims[M]. Bosten: Addiosn Welsley Publishing Company, 1976

[4] Zhou Qh. An improved graphic representation for structured program design[J]. Journal of Computer Science & Technology, 1991, 6(2): 205-208

[5] 周启海. 计算机同构化程序设计原理及其应用导论[M]. 北京: 清华大学出版社, 1993

[6] 周启海. Zhou图—— 同构化系统设计表现技术[J]. 计算机学报, 1995, 17 (7): 536-543

[7] 周启海. C++同构化对象程序设计表原理[M]. 北京: 清华大学出版社, 北京交通大学出版社, 2004

编　辑　刘文珍