第 14 卷第 1 期
1997 年 2 月

控制理论与应用
CONTROL THEORY AND APPLICATIONS

Vol. 14, No. 1
Feb., 1997

非阻塞监控器设计中的语言优化方法

颜文俊 蒋静坪 孙优贤
(浙江大学工业电气自动化研究所·杭州,310027) (浙江大学工业控制技术研究所·杭州,210027)

摘要：本文研究在设计非阻塞监控器时所涉及到的语言的优化方法,首先给出了 $Lm(G)$ 闭语言的计算公式,然后提出了能控 $Lm(G)$ 闭子语言的逐级优化途径.对于目前获得的部分优化语言的封闭解进行了总结,并对各语言类之间的关系进行了分析.

关键词：监控器；$Lm(G)$ 闭子语言；能控；能观

1 引 言

在离散事件动态系统(DEDS)的监控理论研究中,语言优化和语言逼近有着特别重要的意义.由于一个给定的合法行为(或合法语言)可能不满足监控器存在的条件,因此就必须对该语言进行优化.目前,关于语言优化的方法主要有搜索寻优法、自动机递归构造法和封闭解的求取等[1,2].语言的封闭解在 DEDS 中的地位相当于解析解在连续变量动态系统中的作用,有利于对解的性质进行有效的分析,因而这个问题日益受到重视.

从 DEDS 监控理论的发展来看,可以把所有成果划分为事件完全能观和事件局部能观下的结果.在事件完全能观的情况下,优化语言主要包括能控语言、非排斥语言(Nonconflicting), $Lm(G)$ 闭语言以及 $Lm(G)$ 闭能控语言.考虑一未被控系统 G,其事件集合 Σ,可控事件集 Σ_c,不可控事件集 Σ_{uc},且 $\Sigma=\Sigma_c\cup\Sigma_{uc}$,系统的状态集合 Q,初始状态为 $q_0\in Q$,标识状态集 $Q_m\subseteq Q$,状态迁移函数 $\delta:\Sigma\times Q\to Q$ 为一部分函数,则系统 G 可形式化地写成

$$G=(Q,\Sigma,\delta,q_0,Q_m).$$

相应地,系统的行为 $L(G):=\{s,s\in\Sigma^*,\delta(s,q_0)\text{ 有定义}\}$,标识行为 $Lm(G):=\{s:s\in L(G)\text{ 且 }\delta(s,q_0)\in Q_m\}$.那么对于给定的期望行为 L,上述语言类可分别定义如下：

$$C(L):=\{K\subseteq L:\overline{K}\Sigma_{uc}\cap L(G)\subseteq\overline{K}\},$$
$$NF(L_1):=\{K\subseteq L_1:\overline{K}\cap\overline{L_2}=\overline{K\cap L_2}\},$$
$$F(L):=\{K\subseteq L:K=\overline{K}\cap Lm(G)\},$$
$$FC(L):=\{K\subseteq L:K=\overline{K}\cap Lm(G)\wedge\overline{K}\Sigma_{uc}\cap L(G)\subseteq\overline{K}\}.$$

关于非排斥语言 $NF(L)$ 的优化解和能控语言 $C_p(L)$ 的下确界都有封闭形式[2,3],而且在 L 闭时,能控语言的上确界亦有封闭形式[4],但有关 $F(L)$ 和 $FC(L)$ 尚无研究结果.

在事件部分能观的情况下,在 SCOP(supervisory control and observation problem)和 SMOP(supervisory marking and observation problem)中,监控器存在充要条件是期望语言能控、能观,为求得最小约束的优化解,希望在满足监控器存在条件的前提下,最大限度地逼近期望行为.为此,定义相应的语言类:

$$\underline{O}'(L):=\{K:K\supseteq L,K=\overline{K}\text{ 且 }K\text{ 能观}\},$$
$$\underline{N}(L):=\{K:K\subseteq L,\overline{K}\text{ 是正态(Normal) 语言}\},$$

本文于 1995 年 5 月 17 日收到. 1996 年 6 月 3 日收到修改稿.

$CN(L):=\{K:K\subseteq L,K=\overline{K},K$ 是正态语言$\}$，

$RCN(L):=\{K:K\subseteq L,K=\overline{K}\cap Lm(G)$ 且 $\overline{K}$ 是正态语言$\}$，

$\underline{RCN}(L):=\{K,K\subseteq L,K=\overline{K}$ 且 K 是能控、正态语言$\}$，

$\underline{Z}(L):=\{K:K\subseteq L,K=\overline{K}\cap Lm(G),\overline{K}\Sigma_{uc}\cap L(G)\subseteq\overline{K}$ 且 $\overline{K}$ 是正态语言$\}$，

$D(L):=\{K:K\subseteq L,\overline{K}\Sigma_{uc}\cap L(G)\subseteq\overline{K},\overline{K}=L(G)\cap P^{-1}P(\overline{K})\}$，

$\underline{CO}'(L)=\{K:K\subseteq L,K=\overline{K},\overline{K}\Sigma_{uc}\cap L(G)\subseteq\overline{K}$ 且 K 能观$\}$.

由于能观语言的并一般不再能观，因此文[5]提出了用 $\underline{CO}'(L)$ 中的最大元代替其上确界，但不幸的是不仅其求法繁琐，而且不一定收敛；文[6]则建议用 $\sup\underline{RCN}(L)$ 代替 $\sup\underline{CO}'(L)$，但因正态的要求比能观严格，因此 $\sup\underline{RCN}(L)$ 在多大程度上逼近 $\underline{CO}'(L)$ 的最大元，与系统各语言的构成相关. 针对这种情况，文[7]给出了一种求取介于二者之间的能控、能观子语言算式，这样得到的优化语言满足

$$\sup\underline{RCN}(L)\subseteq\Omega(\sup C(L))\subseteq\max(\underline{CO}'(L)).$$

在如上的各语言类中，发现具有封闭形式的解有 $\sup CN(L)$，$\sup\underline{RCN}(L)$，$\inf\underline{O}'(L)$ 等[4,5,8].

在进行监控器设计时，除了考虑闭环系统行为 $L(S/G)$ 应满足的约束外，往往还要求所得到的监控行为 $L_c(S/G)$ 不会产生阻塞，使 $L(S/G)=\overline{L_c(S/G)}$，为此所得到的优化语言必须是 $Lm(G)$ 闭，因此研究 $\sup F(L)$，$\sup FC(L)$ 以及 $\sup\underline{Z}(L)$ 是有意义的.

2　$Lm(G)$ 闭子语言

引理 1　若 $K_1=\overline{K_1}\cap Lm(G)$，$K_2=\overline{K_2}\cap Lm(G)$，则

$$K_1\cup K_2=\overline{K_1\cup K_2}\cap Lm(G),\quad K_1\cap K_2=\overline{K_1\cap K_2}\cap Lm(G).$$

证　$K_1\cup K_2$ 的结果显然. 对于 $K_1\cap K_2$，因 $K_1,K_2\subseteq Lm(G)$，因此

$$K_1\cap K_2\subseteq\overline{K_1\cap K_2}\cap Lm(G),\tag{1}$$

又因

$$K_1\cap K_2=\overline{K_1}\cap\overline{K_2}\cap Lm(G)\supseteq\overline{K_1\cap K_2}\cap Lm(G).\tag{2}$$

因此，$K_1\cap K_2=\overline{K_1\cap K_2}\cap Lm(G)$.

因空集 $\Phi\in F(L)$，$\Phi\in C(L)$，而且如果 $L_1,L_2\in F(L)$，则 $L_1\cup L_2\in F(L)$；$L_1,L_2\in C(L)$，则 $L_1\cup L_2\in C(L)$，因此 $\sup F(L)$，$\sup C(L)$ 存在. 对于 $F(L)$，定义映射：$T:L\to 2^L$，则 $\mathrm{card}(2^L)\leqslant 2^{\mathrm{card}(L)}$，可采用直接搜寻法求取 $\sup F(L)$. 令 $F^1=2^L$，$F_{n-i}\in F^1$，$0\leqslant i\leqslant n$，$F_0=\{\varepsilon\}$，n 为 L 中的字符串个数，则 F_{n-i} 表示元素有 $(n-i)$ 个的集合类，这样的集合有 C_n^{n-i} 个，分别记为 $F_{n-i}^{i_1}$.

算法 1　$(\sup F(L))$：

```
begin
   for  i = 0  to  n
     S = Φ
          for i₁ = 1  to  C_n^{n-i}
          if  F^{i₁}_{n-i} = closure(F^{i₁}_{n-i}) ∩ Lm(G)
          let  S = F^{i₁}_{n-i} ∪ S
          else break
          end
        end
```

end

end

容易检验 $S = \sup F(L)$. 但上述算法具有指数复杂性，复杂度为

$$\sum_{i=0}^{n} \frac{n!}{(n-i)!(i-1)!}. \tag{3}$$

在许多情况下，即使 $L, Lm(G)$ 为正规语言，若其中有 $*$ 运算符，该算法无效. 下面给出求 $\sup F(L)$ 的另一构造方法.

算法 2 $(\sup F(L))$[5]：令 $A = (Q, \Sigma, f, q_0, Q_m)$，$B = (Q_s, \Sigma, f_s, q_0, Q_{ms})$，$|A| = Lm(G)$，$|B| = L \subseteq Lm(G)$，并使 B 为 A 的子自动机. 定义另一 $DFA\,\tilde{B} := T_r(\tilde{Q}_s, \Sigma, \tilde{f}_s, q_0, \tilde{Q}_{sm})$，根据：

a) $q \in \tilde{Q}_s$ 当且仅当 $\forall q \in Q_m, q \in Q_{sm}$；

b) $\tilde{Q}_{sm} = \tilde{Q}_s \cap Q_{sm} = Q_{sm}$；

c) $\tilde{f}_s(\sigma, q) = \begin{cases} f_s(\sigma, q), & \text{当且仅当 } f_s(\sigma, q)! \text{ 且 } f_s(\sigma, q) \in \tilde{Q}_s; \\ \text{无定义}, & \text{否则}. \end{cases}$

不难验证 $|\tilde{B}| = \sup F(L)$. 在 $L, Lm(G)$ 正规时，由其构造可知，该算法是有效的. 算法 1 和算法 2 都不是闭形解，下面我们研究其闭形解.

引理 2 若 A 为闭语言，$B \subseteq \Sigma^*$ 为任一语言，则 $A - B\Sigma^*$ 亦为闭语言.

证　假设 $A - B\Sigma^*$ 不闭，则 $\exists\, st \in A - B\Sigma^*$ 且 $s \notin A - B\Sigma^*$，那么

$$st \in A \wedge st \notin B\Sigma^* \Rightarrow s \in A \wedge s \notin B\Sigma^* (\text{因 } A \text{ 闭}) \Rightarrow s \in A - B\Sigma^*. \tag{4}$$

矛盾. 推导过程中 $s \notin B\Sigma^*$ 是必然的，否则，若 $s \in B\Sigma^*$，那么由 $*$ 运算的性质可知，$st \notin B\Sigma^*$. 综上，如果 A 闭，则 $A - B\Sigma^*$ 闭.

根据引理 1 和引理 2 的结论，可得到本文的第一个主要结果.

定理 1 $\sup F(L) = L - (\bar{L} \cap Lm(G) - L)\Sigma^*$.

证　首先，根据前面的论述，$\sup F(L)$ 是存在的. 令 $L_F := L - (\bar{L} \cap Lm(G) - L)\Sigma^*$，$F^\dagger := \sup F(L)$，则

a) L_F 是 $Lm(G)$ 闭的. 令 $\bar{L} \cap Lm(G) - L = R$，显然当 $R = \Phi$ 时，$L_F = F^\dagger$. 考虑 $R \neq \Phi$，$L \cap R = \Phi$，$\bar{L} \cap Lm(G) = L \cup R$. 因 $L_F = L - R\Sigma^* \subseteq \bar{L} - R\Sigma^*$，$\bar{L}_F \subseteq \overline{\bar{L} - R\Sigma^*} = \bar{L} - R\Sigma^*$（根据引理 2），则因

$$\bar{L} \cap (R\Sigma^*)^c \cap Lm(G) = (\bar{L} \cap Lm(G)) \cap (R\Sigma^*)^c, \tag{5}$$

可得

$$\begin{aligned} \bar{L}_F \cap Lm(G) &\subseteq (\bar{L} - R\Sigma^*) \cap Lm(G) = \bar{L} \cap Lm(G) - R\Sigma^* \\ &= L \cup R - R\Sigma^* (\text{因 } \varepsilon \in \Sigma^*) = L - R\Sigma^* = L_F. \end{aligned} \tag{6}$$

又 $L_F \subseteq \bar{L}_F$，$L_F \subseteq Lm(G)$，$L_F \subseteq \bar{L}_F \cap Lm(G)$. 因此 $L_F = \bar{L}_F \cap Lm(G)$.

b) L_F 是 $F(L)$ 中的最大元. 我们从字符串长度进行归纳.

情形 1　$|s| = 0$，即如果 $\varepsilon \in L$，则 $\varepsilon \notin R$，从而 $\varepsilon \notin R\Sigma^*$，有 $\varepsilon \in L_F$，故 $L_F \supseteq F^\dagger$.

情形 2　$|s| \geqslant 1$，利用反证法证 $L_F \supseteq F^\dagger$，由 a) 和 $F^\dagger$ 之定义，$L_F = \overline{L_F} \cap Lm(G)$，$F^\dagger = \overline{F^\dagger} \cap Lm(G)$，有

$$\begin{aligned} F^\dagger - L_F &= (\overline{F^\dagger} - \overline{L_F}) \cap Lm(G) \\ &= (\overline{F^\dagger} - L_F) \cap Lm(G) = \overline{F^\dagger} \cap (Lm(G) - L_F). \end{aligned} \tag{7}$$

令 $s \in F^\dagger - L_F$，则 $s \in \overline{F^\dagger}$ 且 $s \in Lm(G)$，$s \notin L_F$，即

$$s \notin L - R\Sigma^*. \tag{8}$$

因 $s \in L$,故 $s \in R\Sigma^*$,而由于 $R = \bar{L} \cap Lm(G) - L$,$s \notin R$. 又 $R \neq \Phi$,因此存在 s 的前缀 s_1,$s_1 \in R$,$t \in \Sigma^*$ 且 $s_1 t = s \in R\Sigma^*$. 那么一方面 $s \in Lm(G)$,$s_1 \notin L$,因此 $s_1 \notin F^\uparrow$,$s_1 \notin L_F$,$s_1 \in Lm(G) - L_F$. 另一方面,由 $s \in F^\uparrow$ 可知,$s \in \overline{F^\uparrow}$,而 s_1,为 s 的前缀,因而 $s_1 \in \overline{F^\uparrow}$,且由(1)式有 $s_1 \in F^\uparrow - L_F$,故 $s_1 \in F^\uparrow$,从而产生矛盾,因此可知不存在 $s \in \Sigma^*$,使 $s \in F^\uparrow - L_F$.

综上,$F^\uparrow = L_F$.

3　$Lm(G)$ 闭能控语言

根据 sup $F(L)$ 的闭形解,我们可以推导出求解 sup$FC(L)$ 的一个简明的方法.

引理 3　sup$FC(L)$ = sup C(sup $F(L)$).

证　该证明可分两部分.

先证:sup $FC(L)$ = supFC(sup$F(L)$),再证 sup FC(sup $F(L)$) = sup C(sup $F(L)$).

根据 sup $FC(L)$ 及 $F(L)$ 的定义,sup $FC(L) \in F(L)$,因此 sup $FC(L) \subseteq F(L)$ 且

$$\text{sup } FC(L) = \text{sup } FC(\text{sup } FC(L)) \subseteq \text{sup } FC(\text{sup } F(L)). \tag{9}$$

又因为 sup $F(L) \subseteq L$,因此 sup FC(sup $F(L)$)$\subseteq$sup $FC(L)$,所 以 sup $FC(L)$= sup FC(sup$F(L)$).

令 L_F = sup $F(L)$,则 $L_F \subseteq L$,且 $L = L_F \cap Lm(G)$,根据文献[4],

$$\text{sup } C(L_F) = \overline{\text{sup } C(L_F)} \cap L_F = \overline{\text{sup } C(L_F)} \cap Lm(G). \tag{10}$$

即 sup $C(L_F) \subseteq L_F \subseteq L$,sup $C(L_F)$ 关于 $Lm(G)$ 闭且能控,则

$$\text{sup } C(L_F) \in FC(L) \Rightarrow \text{sup } C(L_F) \subseteq \text{sup } FC(L). \tag{11}$$

而根据 $FC(L)$ 及 $F(L)$ 的定义,$FC(L) \subseteq C(L)$,sup $FC(L_F) \subseteq$ sup $C(L_F)$,因此 sup $C(L_F)$ = sup $FC(L_F)$. 由上可知,

$$\text{sup } FC(L) = \text{sup } FC(\text{sup } F(L)) = \text{sup } C(\text{sup } F(L)). \tag{12}$$

根据这个引理及定理 1,可得出本文的第二个主要结论:

定理 2　$$\text{sup } FC(L) = [L - \bar{L} \cap Lm(G) - L)\Sigma^*]^\uparrow.$$

与求 $L^\uparrow$ 及 $L^\downarrow$ 相似,可用如下递推公式求 sup $FC(L)$(记为 L_{FC}):

$$L_1 = L^\uparrow,$$
$$L_{i+1/2} = L_i - (\bar{L}_i \cap Lm(G) - L_i)\Sigma^*$$
$$L_{i+1} = (L_{i+1/2})^\uparrow, i = 0,1,2,\cdots.$$

定理 3　1) $L_\infty = \lim_{n\to\infty} L_n$ 存在;2) $L_{FC} \subseteq L_\infty$.

证　1) 因 $L_{i+1} = (L_{i+1/2})^\uparrow \subseteq L_{i+1/2} \subseteq L_i$,因此$\{L_i\}$ 是个递减序列,且其下界为 Φ,因此 $L_\infty = \lim_{i\to\infty} L_i$ 存在且 $L_\infty = \bigcap_{i=0}^{\infty} L_i$.

2) 利用递推证明. 因 $L_{FC} \subseteq L_0 = L^\uparrow$. 假设 $L_{FC} \subseteq L_k$,因 $L_{k+1/2}$ 是 L_k 中关于 $Lm(G)$ 闭的最大子语言,而 L_{FC} 是 L_K 中关于 $Lm(G)$ 闭的一个子语言,因此 $L_{FC} \subseteq L_{k+1/2}$. 则

$$L_{FC} = L_{FC}{}^\uparrow \subseteq (L_{k+1/2})^\uparrow = L_{k+1}. \tag{13}$$

因此,$L_{FC} \subseteq L_k$,$k = 0,1,\cdots$,则 $L_{FC} \subseteq \bigcap_{i=0}^{\infty} L_i = L_\infty$.

定理 4　当 L,$Lm(G)$ 正规时,L_∞ 在有限步内收敛,$L_{FC} = L_\infty$ 并且它也是正规的.

该定理的证明方法与[1]及[2]对非排斥语言的证明相似,此处略去.

至此,我们已经研究了求解 sup $F(L)$ 和 sup $FC(L)$ 的方法,当 $L = \bar{L} \cap Lm(G)$ 时,

$\sup FC(L) = L^{\uparrow}$.

4　部分能观时 $Lm(G)$ 闭子语言

根据文献[9]可知，如果字母表 Σ 中的有些事件是无法被监控器观测到的，监控器存在的充要条件是期望行为能控、能观，因而此时监控器设计的主要问题就是求得给定语言的能控、能观子语言．本文我们主要关心 $Lm(G)$ 闭语言，由于能观语言的性质没有正态语言的性质好，且 $Lm(G)$ 闭的正态语言是能观的，因此我们仅研究有关正态语言的求解方法．

引理 4　i) 若 $\overline{A}$,$\overline{B}$ 为正态语言，则 $\overline{A\cup B}$ 是正态语言，$\overline{A\cap B}$ 是正态语言当 A,B 为非排斥或闭语言时；

ii) 若 A,B 为正态语言，则 $A\cap B$,$A\cup B$ 均为正态语言．

证　i) 先证 $\overline{A\cup B}$ 为正态语言．因 $\overline{A}\subseteq L(G)$,$\overline{B}\subseteq L(G)$，因此 $\overline{A\cup B}\subseteq L(G)$．又 $\overline{A\cup B}\subseteq P^{-1}P(\overline{A\cup B})$，故 $\overline{A\cup B}\subseteq L(G)\cap P^{-1}P(\overline{A\cup B})$．下面证 $\overline{A\cup B}\supseteq L(G)\cap P^{-1}P(\overline{A\cup B})$．令 $s\in L(G)\cap P^{-1}P(\overline{A\cup B})$，则

$$
\begin{aligned}
s\in L(G)\wedge s\in P^{-1}P(\overline{A\cup B}) &\Rightarrow s\in L(G)\wedge(P(s)\in P(\overline{A})\vee P(s)\in P(\overline{B}))\\
&\Rightarrow s\in L(G)\wedge(s\in P^{-1}P(A)\vee s\in P^{-1}P(B))\\
&\Rightarrow s\in L(G)\cap(P^{-1}P(A)\cup P^{-1}P(B)).
\end{aligned}
\tag{14}
$$

根据假设，A 和 B 均为正态语言，因此 $s\in\overline{A\cup B}$，即 $\overline{A\cup B}=L(G)\cap P^{-1}P(\overline{A\cup B})$，$\overline{A\cup B}$ 也为正态语言．

对于 $\overline{A\cap B}$，显然有 $\overline{A\cap B}\subseteq L(G)\cap P^{-1}P(\overline{A\cap B})$．当 A,B 闭或非斥时，$\overline{A\cap B}=\overline{A}\cap\overline{B}$，则

$$
\overline{A\cap B}=L(G)\cap P^{-1}P(\overline{A})\cap P^{-1}P(\overline{B})\supseteq L(G)\cap P^{-1}P\,\overline{A\cap B}. \tag{15}
$$

从而有 $\overline{A\cap B}=L(G)\cap P^{-1}P\cap(\overline{A\cap B})$．

ii) 由 i)的证明过程立即可得．

说明　i)中 $\overline{A\cap B}$ 为正态的闭或非排斥条件不可省略．例如，$\Sigma=\{\alpha,\beta,\gamma\}$，$\Sigma_{uc}=\{\alpha,\beta,\gamma\}$，$L(G)=\overline{\beta\alpha}+\overline{\lambda\beta\gamma}$，$A=\beta+\lambda\beta\gamma$，$B=\beta+\lambda\beta$，则可验证 $\overline{A}=L(G)\cap P^{-1}P(\overline{A})$，$\overline{B}=L(G)\cap P^{-1}P(\overline{B})$，$\overline{A\cap B}=\overline{\beta}\neq\overline{A}\cap\overline{B}=\overline{\beta}+\overline{\lambda\beta}$．而 $L(G)\cap P^{-1}P(\overline{A\cap B})=\overline{\beta}+\overline{\lambda\beta}\neq\overline{A\cap B}$，可见此时 $\overline{A\cap B}$ 不是正态，尽管 $\overline{A}$,$\overline{B}$ 为正态语言．

对于 $\sup RCN(L)$ 和 $\sup \underline{Z}(L)$ 及 $\sup D(L)$，有如下定理：

定理 5　1) 若 L 是 $Lm(G)$ 闭，则 $\sup D(L)=\sup\underline{Z}(L)$ 也是 $Lm(G)$ 闭；

2) 若 L 是 $Lm(G)$ 闭，则 $\sup RCN(L)=\sup\underline{N}(L)$，$\sup\underline{Z}(L)=\sup D(L)$．

证　1) 我们只证 $\sup\underline{N}(L)$ 的 $Lm(G)$ 闭性质，而 $\sup D(L)$ 的 $Lm(G)$ 闭性质可用相似方法得到．令 $S:=\sup\underline{N}(L)$，因 $S\subseteq\overline{S}\cap Lm(G)$．因此只需证 $S\supseteq\overline{S}\cap Lm(G)$．因

$$
\overline{S}\cap Lm(G)\subseteq\overline{L}\cap Lm(G)=L, \tag{16}
$$

及

$$
\overline{\overline{S}\cap Lm(G)}\subseteq\overline{S}\cap\overline{Lm}(G)\subseteq\overline{S},\quad S\subseteq\overline{S}\cap Lm(G),\quad \overline{S}\subseteq\overline{\overline{S}\cap Lm(G)}. \tag{17}
$$

因此 $\overline{S}=\overline{\overline{S}\cap Lm(G)}$．因 $S\in\underline{N}(L)$，则 $\overline{S}\cap Lm(G)\in\underline{N}(L)$，即 $\overline{S}\cap Lm(G)\subseteq\sup\underline{N}(L)=S$，故 $S=\overline{S}\cap Lm(G)$．

2) 只证 $\sup RNC(L)=\sup\underline{N}(L)$，$\sup\underline{N}(L)=\sup D(L)$ 可用相同的方法获得．

根据 $RCN(L)$ 及 $\underline{N}(L)$ 的定义，$RCN(L)\subseteq\underline{N}(L)$，即 $\sup RCN(L)\subseteq\sup\underline{N}(L)$．因 L 为 $Lm(G)$ 闭，由(1)，$\sup\underline{N}(L)$ 亦为 $Lm(G)$ 闭，则

$$\sup \underline{N}(L) \in RCN(L) \Rightarrow \sup \underline{N}(L) \subseteq \sup RCN(L). \tag{18}$$

因此 $\sup RCN(L) = \sup \underline{N}(L)$.

从这个定理出发，采用与引理 3 相似的方法，即有：

$$\sup RCN(L) = \sup \underline{N}(\sup F(L)),$$

$$\sup Z(L) = \sup D(\sup F(L)).$$

根据定理 1，可以先求出 $\sup F(L)$，而关于 $\sup D(L)$，$\sup \underline{N}(L)$ 的求法可见文献[5,6]. 通过这 种逐级优化的方法，简化了求解的复杂性，弥补了目前研究中对 L 非闭时优化手段的缺乏，从而为监控器的设计和优化提供了理论依据.

5 小　结

$Lm(G)$ 闭子语言在非阻塞监控器设计中起重要作用. 本文我们在得到 $Lm(G)$ 闭子语言闭形解的基础上，研究了能观和部分能观下能控子语言的优化方法，分析了相应语言类间的内在联系，为监控器的设计和优化提供了一条简明的途径.

参　考　文　献

1 Ramadge, P. J. and Wonham, W. M.. On the supremal controllable sublanguages of a given languages. SIAM J. Control Optim., 1987, 25: 637—659

2 Chen, E. and Lafortune, S.. On nonconflicting languages that arise in supervisory control of discrete event systems. Systems Control Lett., 1991, 17: 105—113

3 Lafortune, S. and Chen, E.. The infimal closed controllable superlanguages and its applications in supervisory control. IEEE Trans. Automat. Contr., 1990, AC-25(4): 398—405

4 Brandt, R. D. et al.. Formulas for calculating supremal controllable and normal sublanguages. Systems Control Lett., 1990, 15: 111—117

5 Cho, H. and Marcus, S. I.. On supremal languages of a class of sublanguages that arise in supervisor synthesis problems with partial observations. Math. Control Signal Systems, 1989, 2: 47—69

6 Chen, H. and marcus, S. I.. Supremal and maximal sublanguages arising in supervisor synthesis problems with partial observation. Math. Control Signal Systems, 1989, 22: 177—211

7 Fa, J. H. and Zheng, Y. P.. Formulas for a class of controllable and observable sublanguages larger than the supremal controllable and normal sublanguages. Systems Control Lett., 1993, 20: 11—18

8 Kumar, R., et al.. On controllability and normality of discrete event dynamical systems. Systems Control Lett., 1991, 17: 157—168

9 Lin, F. and Wonham. W. M.. On observability of discrete event systems. Infor. Sci., 1988, 44(3): 173—198

10 Rudie, K. and Wonham, W. M.. The infimal prefix close and observable superlanguage of a given language. Systems Control Lett., 1990, 15: 361—371

Formulas for Class of a $Lm(G)$-Closed Sublanguages that Arise in Nonblocking Supervisor Synthesis

YAN Wenjun and JIANG Jingping
(Institute of Electrical Automation, Zhejiang University · Hangzhou, 310027, PRC)
SUN Youxian
(Institute of Industrial Process Control, Zhejiang University · Hangzhou, 310027, PRC)

Abstract: This paper studies the way to find supremal sublanguages of a given language that arise in supervisor synthesis. A formula for calculating $Lm(G)$-closed sublanguage is given, some procedures to find controllable and/or observable $Lm(G)$-closed languages are developed. Then, some closed form solutions are concluded and their relationship are discussed in brief.

Key words: supervisor; $Lm(G)$-closed sublanguage; controllability; observability

本文作者简介

颜文俊 1965年生. 1986年7月在浙江大学电机系获学士学位, 同年8月到温州大学电子工程系任教. 1990年2月在浙江大学获硕士后, 进入浙江大学工业控制技术研究所攻读博士学位. 目前在浙江大学电机系电工学科流动站工作. 主要研究兴趣有工业过程模型化及控制、离散事件动态系统理论、复杂控制系统智能化和工业电气自动化等.

蒋静坪 1935年生. 1958年毕业于浙江大学电机系. 现为浙江大学电机系教授, 博士生导师. 长期从事工业电气自动化及计算机实时控制教学与研究工作. 主要研究方向为智能控制和计算机控制.

孙优贤 见本刊1997年第1期第41页.