

То, что уже сейчас спецслужбы различных стран мира активно используют глобальный Интернет, подтверждает отчет технической комиссии при Европарламенте (OSINT) о результатах исследований деятельности технических подразделений спецслужб [8]. В нем говорится, что технические подразделения спецслужб в настоящее время испытывают значительные трудности в обеспечении контроля над системами телекоммуникаций. Главной причиной является сдвиг телекоммуникаций в область оптических линий связи высокой пропускной способности и увеличения трафика, а также потеря техническими подразделениями спецслужб технологического преимущества. Это вывело многие зарубежные высокопропускные линии связи из разряда контролируемых. Физические размеры оборудования, необходимого для обработки передаваемых данных, вместе с системами энергообеспечения, передачи информации и записи делают контроль неэффективным.

Обращение к ветеранам ЦРУ главы комитета по разведке парламента США, бывшего офицера ЦРУ Джона Миллиса в 1998 году иллюстрирует, какое мнение существует в АНБ США в отношении перехвата информации на телекоммуникационных каналах связи. В нем, в частности, отмечается, что средства телекоммуникации перестали быть настолько удобными для перехвата информации, как раньше. При передаче радиосигнала кто угодно в зоне распространения сигнала мог принять его также четко, как и прямой получатель сигнала. Как только перешли к радиоволнам, люди придумали, как перехватывать и их. Сейчас мы переходим к средствам связи, прослушивать которые будет крайне сложно. Шифрование сообщений уже распространено и будет усложняться очень быстро. Это плохая новость для нас, так как понадобятся громадные инвестиции в новые технологии для получения доступа к информации и ее дешифровке.

Иначе говоря, мощные потоки информации, курсирующие по телекоммуникационным сетям, и развитие гражданских криптографических средств защиты сводят к минимуму эффективность деятельности контрразведывательных подразделений спецслужб по поиску агентурных сообщений в этих потоках, что на практике определяет среду передачи сообщений для спецслужб.

Вероятно, уже в ближайшее время лексикон сотрудников спецслужб пополнится такими терминами, как "виртуальный тайник", "виртуальная метка" и даже "виртуальная вербовка", которые заложенным в них смыслом будут определять пространство проведения разведывательных и контрразведывательных мероприятий.

Список литературы: 1. Лейнер Б. и др. Краткий курс истории Интернет // Информационный бюллетень JetInfo. 1997. №14. С. 19–23. 2. Гутман Б., Бэгвилл Р. Политика безопасной работы в Интернет, техническое руководство, 1998, <http://www.citforum.ru>. 3. Кагарлицкий Б. Как бороться с Интернетом // Интеллектуал Капитал. 1999. Вып. 3, №25. С. 23–25. 4. Материалы "Open Source Intelligence '96", <http://www.oss.net/>. 5. Сообщение информаци-

онного агентства "Росбизнесконсалтинг", 12 января 1997 года, www.rbc.ru. 6. Open Source Intelligence '98, <http://www.oss.net/>. 7. Ulfkotte U. Verschluss-sache BND. Munchen: Wilhelm Heyne Verlag, 1998. 332 p. 8. OSINT, Development of surveillanse technology and Risk of Abuse of economic information, 1999. 298 p.

Поступила в редколлегию 10.12.2000

Николаенко Владимир Петрович, главный специалист Центра поддержки стратегических инициатив. Научные интересы: интернет-технологии. Адрес: Украина, Харьков, а/я 10124, тел. 40-99-11.

Черкасова Елена Евгеньевна, ведущий специалист Центра поддержки стратегических инициатив. Научные интересы: интернет-технологии. Адрес: Украина, Харьков, а/я 10124, тел. 40-99-11.

УДК 621.391

Н.В. БЕЛОВА, Т.Г. ДОЛЖЕНКОВА

ПРОЦЕДУРА НЕОРДИНАРНОЙ КОММУТАЦИИ ДЛЯ ИСПОЛНИТЕЛЬНОГО СЛОЯ L-СЕТИ ПЕТРИ

Приводится алгоритм неординарных соединений в среде исполнительного слоя двумерных сетей Петри. Программная поддержка процедуры коммутации обеспечивает поиск и включение в работу элементарных коммутаторов, образующих систему.

1. Введение

Анализ структур инженерных сетей показал, что всем структурам присуще одно общее свойство – коммутация [1].

Любую сеть, в том числе инженерную, можно представить в виде некоторого электрического многополюсника с полюсами I и Ω . Поэтому структурная модель сети должна содержать два основных компонента – систему коммутации S (исполнительную часть) и систему управления процедурой коммутации C (управляющую часть) [2]. Тогда кратко сеть представляется двойкой $Q=<S,C>$. S -компонент должен иметь возможность устанавливать неординарные соединения – примитивы, C -компонент – генерировать специализированные алгоритмы установления неординарных соединений в среде S .

В работе [3] приводится описание и анализ исполнительной части (слоя) двумерной L -сети Петри. В предлагаемой статье излагается общая процедура установления неординарных соединений в заданном слое S [4].

2. Алгоритм коммутации

Некоторую сеть Петри (Π) можно представить двумя условными уровнями (слоями) – нижним S и верхним C . Поля этих уровней имеют дискретный характер. Структура Π отображается на поле S , а на

На первом этапе процедуры коммутации должен быть известен список G требуемых соединений. Такой список можно задать матрицей $[g_{i\omega}]$, где $i \in I$, $\omega \in \Omega$ для некоторого многополюсника – чёрного ящика. Так как реальная структура коммутации S_{ej} содержит в своём составе различное число e физических каскадов – коммутаторов, то необходимо первоначальное задание $[g_{i\omega}]$ преобразовать в матрицу физических объектов коммутирующей среды. Сопоставим каждый вход из списка G определённому выходному коммутатору из K_ω в структуре S_{ej} ; тогда получим

$$\left\{ \begin{array}{l} T=[t_{il}] , (i=1,2,...,I; l=1,2,...,K_{\omega}), \\ t_{il} = I, \text{ если } 0 < g_{i\omega} / m_{\omega} ; \\ t_{il} = l+I, \text{ если при заполнении одной и той же строки} \\ \text{матрицы } T \text{ значения для } g_{i\omega} \text{ и для } g_{i,\omega+1} \text{ совпадут;} \\ m_{\omega} - \text{число выходов каждого из } K_{\omega} \text{ коммутаторов} \\ \text{последнего каскада структуры } S_{ej} . \end{array} \right. \quad (1)$$

$$\begin{array}{l} k_{q_1}, k_{q_2}, \dots, k_{q_n}; \\ k_{z_1}, k_{z_2}, \dots, k_{z_l}; \\ \dots\dots\dots; \\ k_{\bar{s}_1}, k_{\bar{s}_2}, \dots, k_{\bar{s}_p}; \\ k_{r_1}, k_{r_2}, \dots, k_{r_m}. \end{array} \quad (2)$$
$$n_i = n_{i1} = n_{i2} = \dots = n_{ip}; m_i = m_{i1} = m_{i2} = \dots = m_{ip};$$

$$m_0 = m_{q1} = m_{q2} = \dots = m_{qm} = m_q \quad .$$
$$I=n_{ln}\cdot n; \quad \Omega=m_{om}\cdot m.$$
$$K_{\omega} = \sum_j^m K_{qj}.$$

$XP(i) = XP_1, \dots, XP_m$ и $T(j) = 1, 2, \dots, m$ смежны, если для любого разряда $XP(p)$ и $t_p = 1$; $СЧ_j$ – содержимое счётчика j -го РФ, если $СЧ_j = 0$, то список исчерпан; $M(i, j)$ – оператор установления соединений через i -й коммутатор второго каскада по исходной матрице $[g]$ для текущих значений $i, j, q(i, j)$ – адрес строки в $[g]$ находится по формуле $q = j \cdot n_1(1 + p)$, где P – содержимое в вершине РФ $\}.$

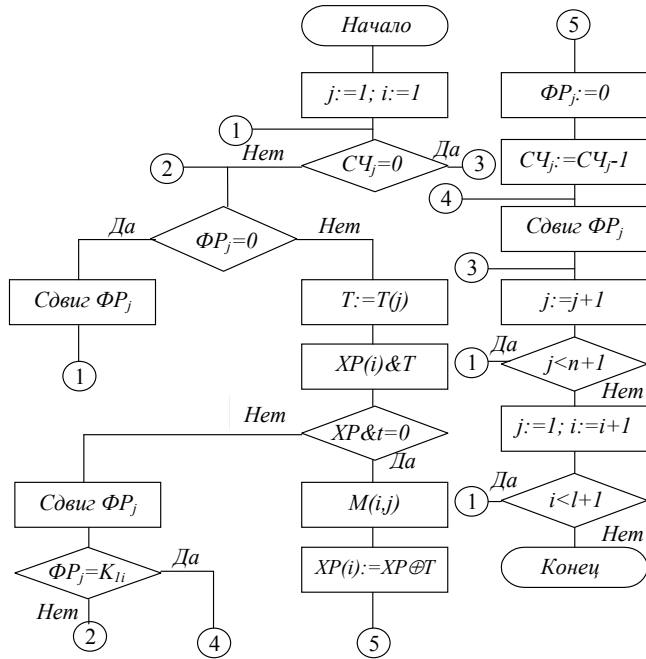


Рис. 1. Алгоритм управления структурой типа S_3

3. Программное обеспечение коммутации

Используя методику [5], будем задавать И-ИЛИ граф парой $\langle Z, S \rangle$, где Z – множество функциональных элементов инженерной сети, составляющих альтернативные варианты структуры, а S – множество связей (коммутаторов), участвующих в образовании вариантов структур сети.

Множество Z неявным образом определяет множество правильных вариантов структуры. Все $z_i \in Z$ – булевы величины. $z_i=1$, когда элемент z_i включён в состав некоторой структуры. $F(z)=f(z_1, \dots, z_n)=1$, когда Z соответствует правильному варианту структуры, т.е.

$$f(z_1, \dots, z_n)=1 \Leftrightarrow \{z_i \in Z | z_i=1\} \in M, \quad (3)$$

$f(z)$ – характеристическая функция.

Наряду с булевыми переменными $z \in Z$, обозначающими активизированные элементы структуры, введём булевы переменные $s \in S$, обозначающие активизированные связи, т.е. $s=1$, если связь s активизирована, и $s=0$ – в противном случае. Множество входов a_z и выходов b_z элемента z будем рассматривать как конъюнкции соответствующих булевых переменных:

$$\alpha_z = \&_{s \in \text{inz} S}, \quad \beta_z = \&_{s \in \text{exz} S},$$

где inz – множество входов структуры; exz – множество выходов структуры.

В модальной логике вводится модальный оператор “необходимо”, который обозначается знаком $\sim$. Например,

$$\tilde{x} \Rightarrow x, \quad (4)$$

$$xy \Leftrightarrow \tilde{x} \cdot \tilde{y}. \quad (5)$$

Будем использовать предположение, что существует хотя бы один правильный вариант структуры, т.е. что истинна формула z .

Из того, что некоторый элемент активизирован, следует, что активизированы выходы этого элемента, т.е.

$$z \Rightarrow \beta_z \quad \text{или} \quad z \Rightarrow \&_{s \in \text{exz} S}. \quad (6)$$

Входы активизированного элемента должны быть активизированы, т.е.

$$z \Rightarrow \tilde{\alpha}_z \quad \text{или} \quad z \Rightarrow \&_{s \in \text{inz} S}. \quad (7)$$

На основании (5) выражение (7) можно переписать в виде

$$z \Rightarrow \&_{s \in \text{inz} S} \tilde{s}. \quad (8)$$

На основании (4) имеем

$$\tilde{z} \Rightarrow z. \quad (9)$$

Из (6), (8) и (9) следует

$$\tilde{z} \Rightarrow z \beta_z \tilde{\alpha}_z. \quad (10)$$

Из необходимости активизации S , т.е. из $\tilde{S}$, следует на основе определения активизированной связи, что хотя бы один элемент z , с выхода которого получается S , должен быть активизирован:

$$\tilde{S} \Rightarrow \vee_{s \in \text{exz} Z} \tilde{z}. \quad (11)$$

Если ввести обозначения $L(\Phi)$ для множества букв, входящих в булеву функцию Φ , то алгоритм приведения скобочной нормальной формы к особенному виду можно представить следующим образом [5]:

просматривая Φ в определённом порядке, найти очередную вложенную пару конъюнктов D и E , такую, что

$$L(D) \cap L(E) \neq \emptyset,$$

если такой пары не будет, остановить вычисления;

заменить конъюнкцию $D \& E$ особенной формой и перейти к первому пункту алгоритма.

Время работы алгоритма приведения зависит от конкретной реализации алгоритма, а компактность результата – только от второго пункта. Важным однотипным шагом в алгоритме является процедура приведения к особенному виду пары конъюнктов, каждый из которых имеет особенный вид [5].

Рассмотрим алгоритм последовательного приведения, когда перемножение D_x на E_x осуществляется относительно одной буквы $x \in X$, где $X = L(D) \cap L(E)$.

Используем разложение D и E относительно x : $D = xD'_x \vee D_{x=0}$ и $E = xE'_x \vee E_{x=0}$. Тогда

$$D_x \& E_x = x(D'_x \cdot E_{x=0} \vee D_{x=1} \cdot E'_x) \vee D_{x=0} \cdot E_{x=0}. \quad (12)$$

Для минимизации длины результирующего выражения в (12) необходимо, чтобы $|D'_x| < |E'_x|$, где $|D'_x|$, $|E'_x|$ – длины D'_x и E'_x соответственно. Действительно, длина выражения в скобках равна $|D_{x=1}| + |E'_x| + |D'_{x=1}| + |E_{x=0}|$.

Если поменять местами D_x и E_x , длина выражения в скобках будет $|E_{x=1}| + |D'_x| + |E'_x| + |D_{x=0}|$.

Если считать, что $|D_{x=1}| \approx |D'_x| + |D_{x=0}|$, $|E_{x=1}| \approx |E'_x| + |E_{x=0}| + |E'_x| + |E_{x=0}|$, то в первом случае длина результата $2|D'_x| + |D_{x=0}| + |E'_x| + |E_{x=0}|$, а во втором – $|D'_x| + |D_{x=0}| + 2|E'_x| + |E_{x=0}|$.

Для получения особенной нормальной скобочной формы можно пользоваться сокращённой ДНФ, либо применять непосредственно множество Z . При этом имеет место формула

$$D_x \cdot E_{\tilde{x}} \Rightarrow x \cdot D'_x \cdot E_{\tilde{x}=1} \vee D_{x=0} \cdot E_{\tilde{x}}, \quad (13)$$

где $x=s$ или $x=z$.

Используя множества Z и S и выражения развёртывания $\tilde{z}$ – (10)..... (13), получим алгоритм, изображённый на рис. 2.

Порядок выполнения блоков 5 и 9 следующий. При поиске пар дизъюнктивных выражений (D_x, E_x) и $(D_{\tilde{x}}, E_{\tilde{x}})$, к которым можно применить правила (12) и (13), просмотр промежуточного выражения осуществляется слева направо. Если встречается скобка ") ", означающая конец конъюнктивного выражения, то отыскивается соответствующая ей скобка " (" и все дизъюнктивные составляющие, заключённые между этими скобками, попарно проверяются на возможности применения к ним правил (12), (13). Если такие правила применить нельзя, то процесс поиска продолжается с того места, где находится скобка ") ". Если правила применимы, то поиск продолжается с того места, где начиналось левое дизъюнктивное выражение, к которому применялись правила (12), (13). Такой порядок поиска пар дизъюнктивных выражений позволяет использовать в правилах (12), (13) только первые производные.

На основе алгоритма рис. 2 была синтезирована программа. Авторское имя программы *SINTEZ.PAS* [6].

4. Заключение

Предлагается обобщенный алгоритм установления неординарных соединений в полноступенчатой коммутирующей среде, состоящей из ограниченного числа физических каскадов – коммутаторов. Управляющее устройство имеет в своем составе регистровые файлы и характеристические регистры для запоминания и контроля состояния среды.

Предлагаемое программное обеспечение ориентировано на представление коммутирующей среды в виде И-ИЛИ графа, когда множество функциональных элементов системы может образовывать альтернативные варианты структур, а множество коммутаторов – принимать участие в образовании оптимальных вариантов структур.

Список литературы: 1. Зозуля И. В., Лобода Н.В. Об одной интерпретации инженерных сетей // НТЖ. Автоматизация, телемеханизация и связь в нефтяной промышленности. М.: ВНИИОЭНГ, 1993. №5. С. 15–17. 2. Самойленко Н.И., Лобода Н.В., Телефонная сеть как двумерная сеть Петри // Городской электротранспорт, электроснабжение и освещение городов: Тез. докл. 28 НТК ХГАГХ. Харьков: Мин. образ. Украины, ХГАГХ, 1996. С. 70–71. 3. Белова Н.В., Ельчанинов Д.Б., Лобода В.Г. Коммутационный аспект синтеза L-сетей Петри // НТЖ. Автоматизация, телемеханизация и связь в нефтяной промышленности. М.: ВНИИОЭНГ, 1998. №11–12. С. 13–14. 4. Мухомад Ю.Ф. Проектирование специализированных микропроцессорных вычислителей. Новосибирск: Наука, 1981. 161с. 5. Анкудинов Г. И. Синтез структуры сложных объектов: логико-комбинаторный подход. Л.: Изд-во Ленингр. ун-та, 1986. 260 с. 6. Зозуля И. В., Кукса Г. В., Лобода Н.В. К вопросу автоматизации трассировки инженерных сетей // НТЖ. Автоматизация, телемеханизация и связь в нефтяной промышленности. М.: ВНИИОЭНГ, 1994. № 6–7. С. 9–11.

Поступила в редакцию 12.12.2000

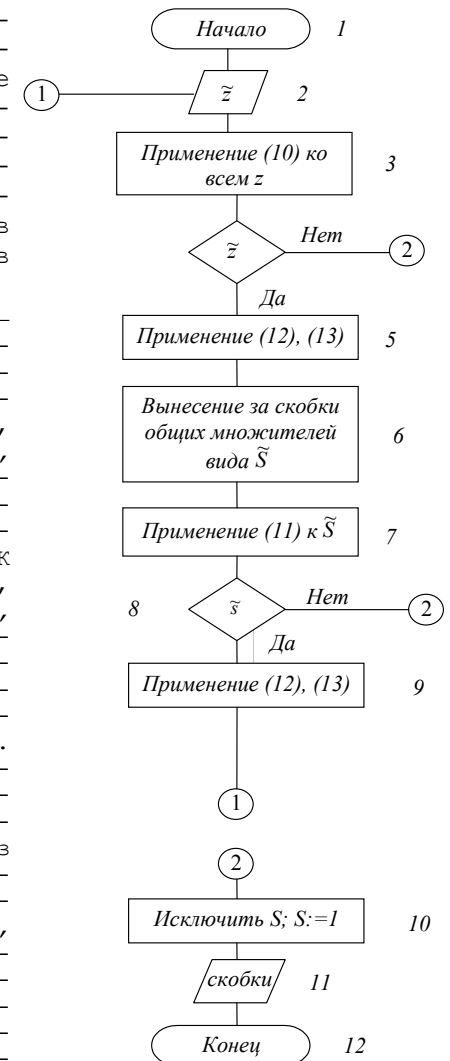


Рис. 2. Алгоритм минимизации

Белова Наталья Витальевна, канд. техн. наук, ст. преп. кафедры информатики ХТУРЭ. Научные интересы: анализ и синтез инженерных сетей. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Ленина, 14, тел. 21–25–28.

Долженкова Татьяна Григорьевна, ассистент кафедры информатики ХТУРЭ. Научные интересы: информатика. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Ленина, 14, тел. 72–28–96.