

Многоуровневая модель телекоммуникационного комплекса документального обмена

В.М. Соболев

консультант-программист специального научно-тематического центра АО НИИАА им. акад. В.С. Семенихина; Москва

e-mail: sobolvm@yandex.ru

Е.И. Митрушкин

д.т.н., профессор, ученый секретарь АО НИИАА им. акад. В.С. Семенихина; Москва

С.Ю. Баландин

к.т.н. начальник Научно-тематического центра АО НИИАА им. акад. В.С. Семенихина; Москва

В.Б. Коротаев

к.т.н., с.н.с., консультант начальника Научно-тематического центра АО НИИАА им. акад. В.С. Семенихина; Москва

Аннотация. В статье представлены элементы многоуровневой модели телекоммуникационного комплекса, формализованные в нотациях изобразительных возможностей расширенных сетей Петри. Рассматривается методология создания автоматизированной системы документального обмена на базе использования специализированной транспортной сети. Предложена модель адресования документальных сообщений, являющаяся одним из базисов информационного взаимодействия абонентов в пространственно распределенных системах. Формализуется функциональная структура задач ряда компонент и подсистем телекоммуникационных комплексов. Приводится формальное описание организации передачи документальных сообщений. Констатируется парадигма приоритетного обслуживания сообщений различных категорий срочности.

Ключевые слова: телекоммуникационный комплекс, адресование системы, архитектура адресации, система обмена данными, документальный обмен, приоритетное обслуживание, моделирование систем, сети Петри.

Общие сведения

Специализированная автоматизированная система документального обмена (АСДО) является одним из основных средств единой высокоэффективной автоматизированной системы управления, сформированной на надежном системобразующем фундаменте, в интересах прежде всего АСУ ВС РФ, различных органов государственного управления и других специализированных подсистем [1, 2].

Техническую аппаратно-программную основу АСДО, построенную на отечественной базовой сети обмена данными (БСОД), составляют телекоммуникационные комплексы (ТКК) со встроенными терминальными электронными модулями (ТЭМ), являющимися контроллерами абонентских каналов [3, 4]. В каждом ТКК между любыми абонентами непосредственной привязки (АНП) и любыми абонентами АСДО организован взаимный обмен сообщениями, управляемый программными средствами локальной и сетевой коммуникации (рис. 1).

Связанные между собой высокоскоростными магистральными каналами, территориально распределенные ТКК осуществляют взаимный документальный обмен в интересах всех абонентов в общем информационно-адресном пространстве. Для передачи по магистральным каналам используется многоуровневый стек сетевых протоколов, учитывающих особенности детализации, структуру и динамику различных параметров транзит-

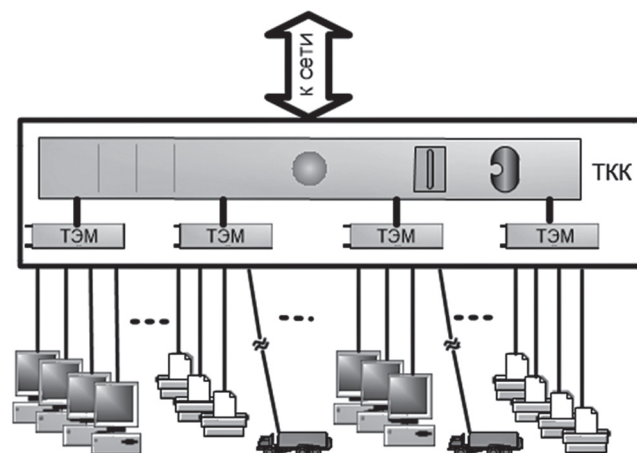


Рис. 1. Схема телекоммуникационного комплекса с объектами управления



ной информации. Топология сети выбирается по соображениям рациональности, хотя в целом допускается произвольная инцидентность связей ТКК. Кроме того предусматривается вероятность возможного динамического изменения топологии под влиянием каких-либо деструктивных обстоятельств и автоматическая организация поиска обходных путей для обеспечения связности ТКК.

Локальный обмен между различными потребителями АСДО осуществляется по абонентским трактам с использованием обширного терминального парка различного исполнения и назначения, в том числе компьютеризированных рабочих мест, телетайпов, переносной и мобильной техники.

Для организации безопасной передачи информации по обширным открытым пространствам в АСДО предусматриваются соответствующие средства криптозащиты. Надежность и достоверность своевременного доведения сообщений автоматически поддерживается повсеместным контролем, в частности для каждого сообщения устанавливается регламентированный временной сеанс связи.

Взаимодействие операторов АСДО производится по правилам с использованием команд (лексем) формального интерактивного языка $lex \in L_{анно}^{68}$ регламентированных абонентским протоколом документального обмена. Оценка качества принятой информации подтверждается в виде автоматизированной квитанции с указанием регистрационного номера сообщения и адреса абонента-отправителя сообщения.

В целом методология создания крупномасштабного подкласса АСДО характеризуется исключительно большой сложностью, является нетривиальной задачей и требует детализации представления ее компонентов с использованием в том числе высокопродуктивных методов математического моделирования различных подсистем ТКК. Одним из наиболее эффективных инструментов формализации понятий, функций и алгоритмов такой дискретной динамической системы как АСДО являются абстракции различных видов сетей Петри. В частности, достаточно привлекательными для использования

в указанных целях представляются многоуровневые расширенные вложенные сети, а также E -сети, обладающие высокой степенью выразительности и компактности представления динамики функционирования сложных иерархических систем.

Адресование сообщений

Основным базовым фундаментом в коммутируемых информационных процессах автоматизированных систем является понятие адресования [5, 6]. Абстракция адресации является ключевым атрибутом функции коммутации, идентифицирующим виртуальную связь отправной точки с конечными получателями сообщения. Более строго, адресация – это отображение $F: V \rightarrow A$, где V – множество адресуемых данных, A – адресное множество.

Формально коммутация сообщений в АСДО между множеством абонентов представлена на рис. 2 в нотациях многоуровневых вложенных сетей Петри $N_K = (P, T, I, O, \mu)$ с позициями P , переходами T и функциями инцидентности входов $I: T \rightarrow *P$ и выходов $O: T \rightarrow P^*$.

Вложенная сеть N_K расширена за счет идентификации меток и наличия предусловий переходов («охрана перехода») [7–9] в системной SN и элементных EN_G, EN_A, EN_T сетях, являющихся соответственно источниками, поглотителями и лексическими анализаторами системных меток.

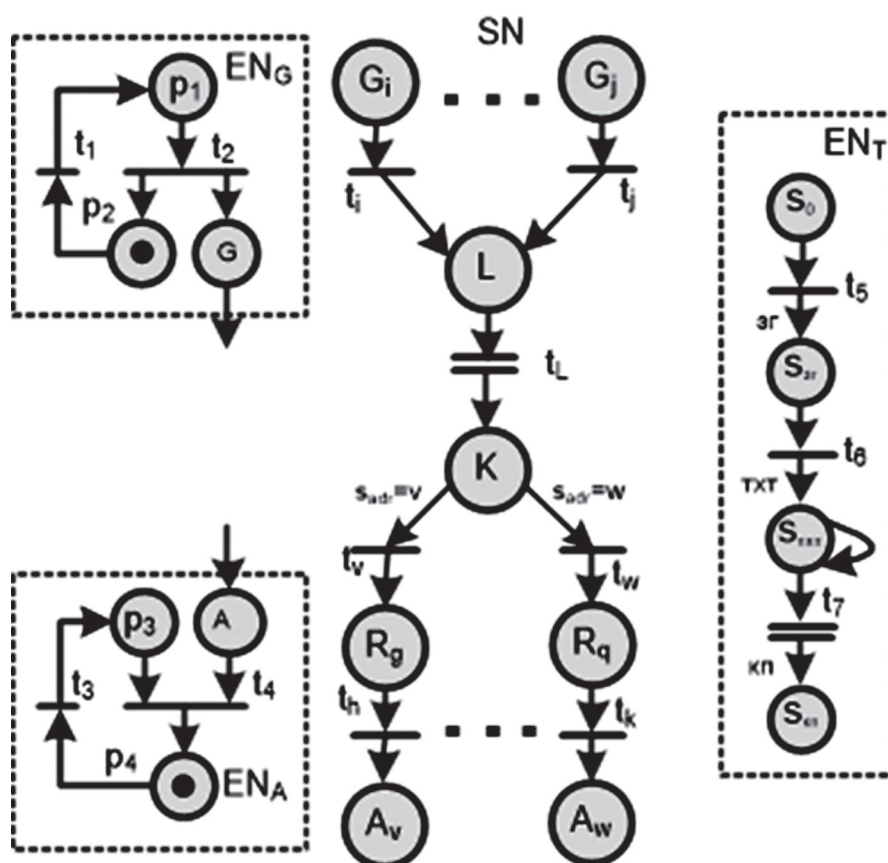


Рис. 2. N_K -сеть концептуальной модели коммутации информации

Позиции (макропозиции) и переходы системной сети SN соответственно $P_{SN} = \{G_p, \dots, G_j, A_v, \dots, A_w, K\}$, $T_{SN} = \{t_p, \dots, t_j, t_v, \dots, t_w\}$, где:

- G_p, \dots, G_j – генераторы, отправители сообщений (источники меток);
- A_v, \dots, A_w – аккумуляторы, получатели сообщений (поглотители меток);
- L – лексический анализатор формального языка оператора;
- K – коммутатор сообщений;
- R_g, \dots, R_q – буферы (очередь) принятых сообщений;
- t_p, \dots, t_j – передача знаков в абонентский канал;
- t_L – завершён ввод сообщения;
- t_v, \dots, t_w – прием сообщений из абонентского канала;
- t_h, \dots, t_k – вывод сообщения на терминал.

Позиции и переходы элементных сетей EN_G , EN_A , EN_T соответственно $P_G = \{p_1, p_2, G\}$, $TG = \{t_1, t_2\}$, $P_A = \{p_3, p_4, A\}$, $T_A = \{t_3, t_4\}$ и $PA = \{s_0, s_{gr}, s_{mxm}, s_{kn}\}$, $T_T = \{t_5, t_6, t_7\}$. Множество генераторов и аккумуляторов взаимно однозначно сопоставлено экземплярам элементных сетей $\{G\}_{SN} \leftrightarrow \{EN_G\}$, $\{A\}_{SN} \leftrightarrow \{EN_A\}$. Лексический анализатор взаимно однозначно сопоставлен детерминированному распознающему автомату элементной сети $L_{SN} \leftrightarrow EN_T$.

В сетях $\{EN_G\}$ циклически генерируются метки (вводимые операторами буквы и знаки терминального алфавита), из потока которых в исходном состоянии s_0 выделяется заголовок сообщения s_{gr} , а затем в состоянии набора текста s_{mxm} по распо-

знанной в тексте команде $kn \in L_{anno}^{66}$ определяется завершение его ввода. Переходы $t_L \in SN$ и $t_7 \in EN_T$ синхронизированы (помечены двойной планкой). Срабатывание перехода $t_L \in SN$ интерпретирует наличие сообщений $msg \in MSG$, каждое из которых детализируется количественным описателем метки $v_{\mu(p)}: \langle ks, adr, val, \tau_s, typ, rns, \dots \rangle$ с указанием категории срочности (приоритета) ks , адресации adr , объема val , сеанса (времени жизни) τ_s , типа абонента-получателя typ , регистрационного номера сообщения rns и т.п.

Все сообщения $msg \in MSG$ поступают через переход t_L в коммутатор $K \in SN$. Распределение входного потока от множества абонентов-отправителей $\{G_p, \dots, G_j\}$ формально осуществляется посредством сравнения индивидуальной охраны $adr(s_x) = adr(R_y)$ с адресом каждого перехода t_v, \dots, t_w . Под управлением предусловия $adr(s_x) = adr(R_y)$ процедуры перехода, использующие атрибуты адресации сообщения $v_{adr}(G)$ в качестве системных параметров, осуществляют в конечном счете отображение трансляци-

онного типа $\psi: \mu_{adr}(G) \rightarrow \mu_{adr}(A_v, \dots, A_w)$, выполняя, в общем случае, многоадресную передачу (то есть коммутацию) сообщения $\psi(G) \geq 1$ абонентам, интерпретируемых соответствующими аккумуляторами A_v, \dots, A_w .

Абстрактные позиции $A \in SN$ являются терминальными поглотителями меток, то есть сообщений, сигналов, команд, приказов, распоряжений и т.п. Метка, попавшая в аккумулятор, навсегда поглощается в модели сети, знаменуя завершение доставки сообщения путем вывода его на внешнее устройство. В их число включены также элементы различного типа управления техническими средствами, функциональными механизмами, технологическим оборудованием, процессами в административно-технических АСУ и т.п.

В реальной системе для контроля обмен сообщениями сопровождается включением таймеров, отображаемых в виде внутренних или периферийных позиций, осуществляющих временной контроль за сеансом обслуживания полученной информации. Срабатывание таймеров потенциально приводит к автоматическому формированию служебных сообщений, квитанций, сигналов.

Система адресования сообщений САС является совокупностью взаимовязанной распределенной адресной информации, представленной множеством $AI = \{ai_1, \dots, ai_i\}$ и алгоритмов ее обработки АО в процессах АСУ; то есть формально архитектура адресования суть бинарный кортеж $SAC = \langle AI, AO \rangle$. Адресному пространству AI взаимно однозначно сопоставлено множество абонентских каналов $\phi: AI \leftrightarrow AK$. Функциональную основу процедур коммуникации $\rho(R)$ представляют предусловия компонент макроперехода t_1 , являющиеся «охраной перехода» вида $adr(v_{\mu(p)}) = \phi(k)$, управляющими доступом к каждому абонентскому каналу.

Алгоритм автоматической коммутации полностью инкапсулирован в программах ТКК и процедуры коммутации инвариантны взаимодействующим абонентам. В общем случае в программной реализации ТКК различаются два вида организации коммутации:

- локальная коммутация сообщений только между АНП (независимо между местными или удаленными терминалами разобщенных узлов связи);
- транзитная сетевая коммутация сообщений между АНП разных ТКК.

Смешанный вид коммутации потенциально возникает при передаче многоадресного (или по списку) сообщения как АНП своего ТКК, так и АНП другого комплекса.

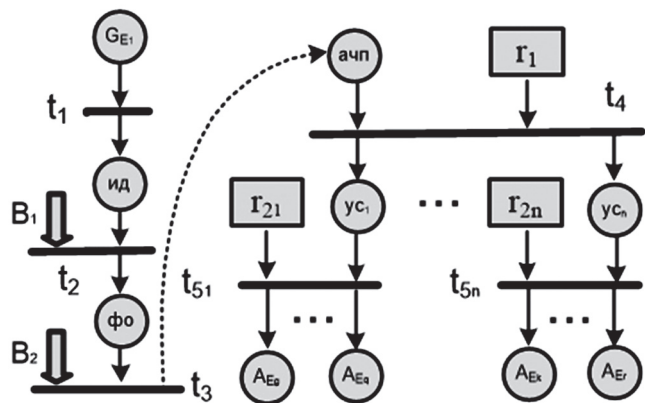


Рис. 3. Архитектура системы адресации сообщений

Упрощенный пример архитектуры САС в распределенной АСУ, использующей специализированную транспортную сеть с коммутацией пакетов, приведен на рис. 3 в виде E -сетевой модели, где:

- G_{E1} – отправитель сообщения (адресант), производящий оценку текущей ситуации и определяющий вариант управления, выбор управляемых объектов;
- ид – идентификация управляемых объектов, выполняемая по правилам процедуры формализации внутренней позиции $p(B_1)$;
- фо – формализованное обозначение адреса (адресатов), производимое по алгоритму формирования адресной части внутренней позиции $p(B_2)$;
- ачп – макропозиция адресной части пакета; $уc_1 \dots уc_n$ – макропозиции адресуемых узлов связи;
- $\{A_{Ei}\}$ – множество получателей сообщения (адресатов), идентифицируемых терминальными сетевыми поглотителями;
- $R \supset \{r_i\}_I$ – множество решающих позиций $r_i \in R$;
- $T \supset \{t_j\}_J$ – множество переходов $t_j \in T$.

Решающая позиция $r_1 \in R$ имитирует на модели узла коммутации отправителя выполнение процедуры перехода t_4 , реализующей алгоритм адресного выбора магистральных каналов выдачи пакета в транспортную сеть. Решающие позиции $r_{21} \dots, r_{2n} \in R$ управляют через переходы $t_{5i} \in T$ адресацией локальных каналов на узлах связи принимающих абонентов.

Облик системы адресования определяет специфика АСУ: организационная структура АСУ, виды управления, идентификаторы составных частей АСУ и т.д. На их основе проектируются варианты адресования сообщений, формат адресатной части сообщения, формат адресных данных (таблиц), адресная модель АСУ и т.д.

Модель обработки сообщений

Формально программная организация обработки сообщений в ТКК [10, 11] может быть представлена E -сетью (рис. 4) $E = (P, T, I, O)$, где позиции $P = \{p_1, \text{потн}, \text{ТЭМ}_1, \dots, \text{ТЭМ}_n, \text{бф}_1, \text{бф}_2, \text{прд}, \text{прм}, \text{тмр}, \text{мкп}_1, \text{мкп}_2, \text{сод}, r_1, r_2, r_3\}$ в которых:

- p_1 – семафор, интерпретирующий занятость обработчика данных;
- потн – макропозиция, характеризующая поступление данных на обработку согласно протоколу обмена абонентской информацией;
- $D = \{\text{ТЭМ}_1, \dots, \text{ТЭМ}_n\}$, $D \subset P$ – макропозиции, интерпретирующие состояние программных обработчиков интеллектуальных контроллеров абонентских каналов связи – терминальных электронных модулей (ТЭМ);
- бф₁, бф₂ – позиции, отображающие состояние входного и выходного буферов данных;
- прд, прм – позиции, отображающие наличие заявок на передачу и прием в программно-аппаратные «окна» межпроцессорной связи;
- тмр – макропозиция таймеров;
- мкп₁, мкп₂ – макропозиции, интерпретирующие входной и выходной компонент транспортного уровня межконцевого протокола системы передачи данных;
- сод – макропозиция, интерпретирующая транспортную систему обмена данными.
- $R = \{r_1, r_2, r_3\}$, $R \subset P$ – подмножество решающих позиций;
- r_1 – решающая позиция выбора направления отправки результатов программной обработки в выходной буфер для отправки в один из $\text{ТЭМ}_i \in P$,

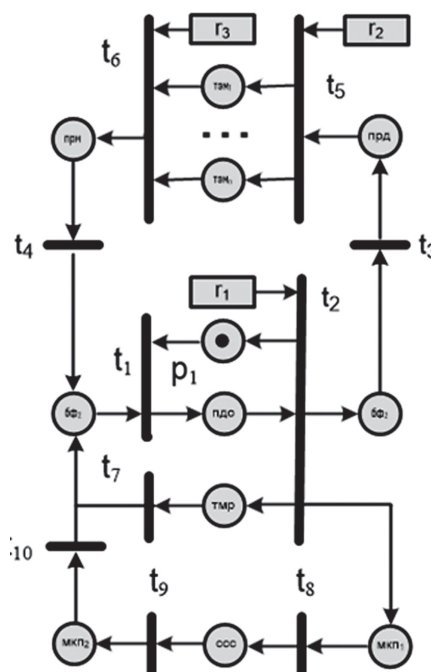


Рис. 4. E -сеть обработки ТЛГ-сообщений

запрос на передачу в транспортную сеть $мкп_1 \in P$ или управление таймерами $тмр \in P$;

- r_2, r_3 – решающие позиции выбора одной из макропозиций $ТЭМ_j, \dots, ТЭМ_n$ на обработку и вывод результатов соответственно.

$T = \{t_1, \dots, t_{10}\}$ – множество переходов, где :

- t_1 – переход, срабатывающий при поступлении данных на обработку из входного буфера $бф_1$ в позицию $пот_1 \in P$;
- t_2 – переход управляющего типа, срабатывающий при распределении передаваемых данных;
- t_3, t_4 – переходы передачи и приема данных при взаимодействии с межпроцессорным «окном»;
- t_5 – переход управляющего типа, срабатывающий при распределении передаваемых данных в макропозиции $ТЭМ_j, \dots, ТЭМ_n$ на обработку;
- t_6 – переход приоритетного типа, срабатывающий при выборе данных от макропозиций $ТЭМ_1, \dots, ТЭМ_n$ на отправку в позицию $прм \in P$;
- t_7 – переход, преодолеваемый при срабатывании таймеров макропозиции $тмр \in P$ для направления этих сигналов на последующую обработку во входной буфер $бф_1 \in P$;
- t_8, t_9 – переходы, срабатывающие при передаче и приеме данных при взаимодействии с макропозицией $сод \in P$;
- t_{10} – переход, срабатывающий при приеме данных от макропозиции $мкп_2 \in P$;

Связность представлена как $I = I(t_1) \cup \dots \cup I(t_{10})$ и $O = O(t_1) \cup \dots \cup O(t_{10})$ – множество входных I и выходных O позиций, инцидентных переходам $t_1, \dots, t_{10} \in T$.

Динамика обработки информации, поступающей от абонентов АНП и адресуемой к АНП, прослеживается следующей циклической последовательностью срабатывающих переходов $\dots t_1, t_2, t_3, t_5, t_6, t_4, \dots, t_2, t_7, t_1, \dots$, а при взаимодействии АНП с удаленными абонентами – $\dots t_2, t_8, t_9, t_{10}, t_1, t_2, \dots$

Разметка входного буфера $\mu(бф_1) > 0$ интерпретирует наличие данных на обработку, которые могут поступать из трех источников – от приемника «окна», от таймеров, из транспортной сети. Аналогично, после их обработки, отображаемой срабатыванием перехода t_2 , рассылка меток под управлением решающей позиции r_1 в общем случае может производиться одновре-

менно по нескольким направлениям – в выходной буфер $бф_2 \in P$ для передатчика «окна», на управление таймерами $тмр \in P$ на передачу в транспортную сеть $мкп_1 \in P$. Причем число передаваемых меток по разным направлениям может варьироваться в зависимости от многоадресности информации или количества управляемых программных таймеров.

Обработка информации, интерпретируемая макропозициями $ТЭМ_1, \dots, ТЭМ_n$ подмножества D , осуществляется реально параллельными независимыми процессами на базе автономных микропроцессоров, тогда как процессы, интерпретируемые позициями $пот_1, прд, прм \in P$, образуют группу квазипараллельных процессов, реализуемых в одном центральном процессоре.

Модель анализатора входного потока

Анализатор формального языка предназначен для распознавания вводимых с терминала команд оператора $L_{ант}^{66}$, в том числе:

- зг – ввод заголовка сообщения;
- тхт – ввод текста сообщения;
- уст – установка виртуального соединения для переговоров;
- прг – выполнение прямых переговоров;
- кп – конец передачи, завершение ввода сообщения, переговоров, подтверждения;
- прн – подтверждение принятого сообщения;
- гтв – запрос готовности;
- тст – тестирование абонентского тракта.

Модель состояний анализатора в нотациях детерминированного конечного автомата с перечислением состояний $\{s_0, s_{зг}, s_{тхт}, s_{кп}, s_{уст}, s_{прг}, s_{прн}, s_{гтв}, s_{тст}\}$ и соответствующих входных команд, а также модель макропозиции анализатора в нотациях E-сети, $E = (P, T, I, O)$, представлены на рис. 5, где:

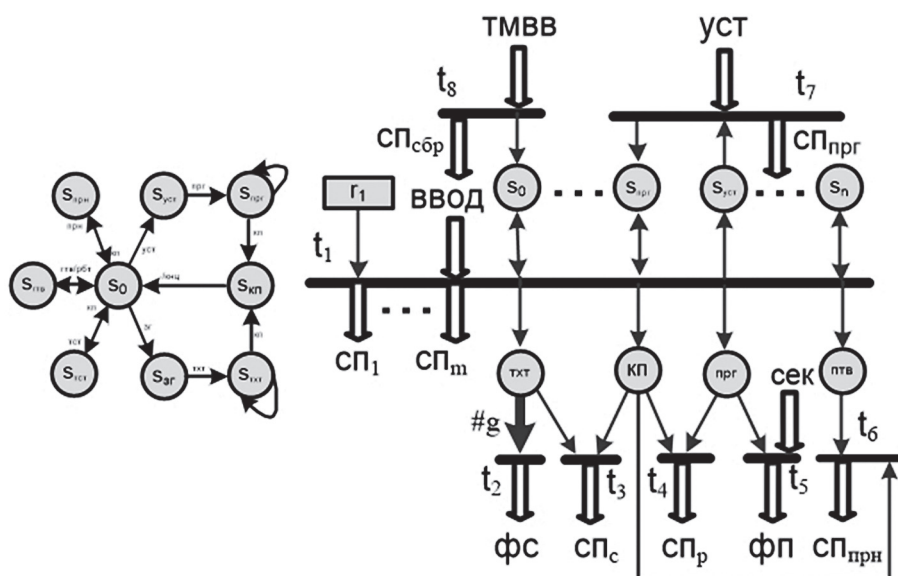


Рис. 5. Конечный автомат и E-сеть анализатора



- $P \supseteq Vx \cup S \cup D \cup СП \cup \Phi$ – множество позиций;

- $Vx = \{\text{ввод, тмвв, уст, сек}\}$ – подмножество входных периферийных позиций:

ввод – входная периферийная позиция, интерпретирующая ввод знака из абонентского канала;

тмвв – входная периферийная позиция, свидетельствующая о поступлении сигнала от таймера, контролирующего максимально допустимую паузу между вводимыми с терминала знаками;

уст – входная периферийная позиция, отображающая установление виртуального соединения для прямых переговоров;

сек – входная периферийная позиция сигнала от генератора секундной метки;

- $r_1 \in P$ – решающая позиция, интерпретирующая характеристические функции выхода и состояния распознающего программного автомата (РПА);

$S \supseteq \{s_0, \dots, s_n\}$ – позиции, отображающие конечное множество состояний РПА.

Обобщенное множество состояний автомата задано декартовым произведением $S \subset V \times W$, где подмножество $V = \{\text{исх, сбщ, впр, гтв, тст, жус}\}$ характеризует режимы функционирования анализатора: исходное состояние, ввод текста сообщения, ведение переговоров, подтверждение готовности, тестирование канала, ожидание установления виртуального соединения, а подмножество $W = \{0, 1, \dots, w_v\}$ определяет индекс j состояния $s = (v, j)$ соответствующего режима функционирования $v \in V, j \in W$.

$D \supseteq \{\text{тхт, прг, птв, кп}\}$ – подмножество макропозиций, отображающих для каждого канала $k_i \in K$ вводимый поток данных, где макропозиции:

- тхт – буфер накапливаемого фрагмента текста сообщения;

- прг – буфер накапливаемого фрагмента текста переговоров;

- птв – буфер накапливаемого подтверждения сообщения;

- кп – разделитель конца передачи.

$СП \supseteq \{сп_1, \dots, сп_m\}$ – подмножество выходных периферийных позиций выдачи различных служебных посылок из РПА в ЦП. В частности, для подмножества запросов $З \supseteq \{сп_{сбр}, сп_{згл}, сп_{прн}, сп_{уст}, сп_{прг}\}$, $З \subset СП$, формируемых анализатором при распознавании лексемы входного языка $L_{анно}^{88}$, предусмотрено:

- $сп_{сбр}$ – сброс по истечении контрольного времени;

- $сп_{згл}$ – запрос выдачи квитанции за заголовок сообщения или переговоров;

- $сп_{прн}$ – принятое сообщение подтверждено;

- $сп_{уст}$ – запрос на установление связи для переговоров;

- $сп_{прг}$ – режим переговоров установлен.

$\Phi \supseteq \{\text{фс, сп}_c, \text{сп}_p, \text{фп}\}$ – выходные периферийные позиции, где:

- фс, фп – выдан фрагмент текста сообщения или переговоров;

- $сп_c$ – введено сообщение;

- $сп_p$ – разрыв переговоров;

- $T = \{t_1, \dots, t_7\}$ – множество переходов;

- t_1 – обобщенный макропереход, совмещающий приоритетный и управляющий тип, интерпретирующий управление сменой состояний и выходов РПА при поступлении входного знака.

$\{t_2, \dots, t_8\} \subset T$ – подмножество переходов, интерпретирующих отправку в ЦП периферийных служебных посылок и данных, формируемых в соответствии с выходной характеристической функцией распознающего автомата, где указанные переходы имеют следующую интерпретацию:

- t_2 – выдачу с учетом кратности $g = \#(\text{тхт}, I(t_2))$ фрагмента фс текста сообщения фиксированного объема для его накопления в памяти ЦП;

- t_3 – выдачу при поступлении разделителя кп \in БК служебной посылки $сп_c$ в ЦП для формирования квитанции за введенное сообщение;

- t_4 – формирование квитанции $сп_p$ за разрыв соединения при окончании переговоров;

- t_5 – вывод в ЦП фрагмента текста переговоров фп $\in \Phi$ по сигналу входной периферийной секундной метки $\mu(\text{сек}) = 1$;

- t_6 – вывод в ЦП служебной посылки $сп_{прн}$ о подтверждении оператором принятого сообщения;

- t_7 – переключение РПА в режим переговоров при наличии разметки входной периферийной позиции $\mu(\text{уст}) = 1$, указывающей на завершение процедуры установления виртуального соединения между партнерами;

- t_8 – сброс в исходное состояние по истечении контрольного времени, отображаемого разметкой входной периферийной позиции $\mu(\text{тмвв}) = 1$.

Модель анализатора описывает функционирование автомата, распознающего лексемы формального языка оператора $L_{анно}^{88}$ и потоки содержательных данных (текст).

На общий вход РПА из каждого асинхронного абонентского канала $k \in K$, $K = \{k_1, \dots, k_q\}$ последовательно поступает поток вводимых оператором знаков $x = \text{ввод}(b_\tau)$ из терминального алфавита X в коде МТК-2. В рассматриваемой модели каждый вводимый с терминала знак отображается раз-

меткой входной позиции $\mu(\text{ввод}) = 1$, «раскраска» которой характеризуется набором $(x, k) \in X \times K$, идентифицирующим символ и номер канала.

Срабатывание перехода t_1 по мере поступления входных знаков и под управлением решающей позиции r_1 отображает реализацию характеристических функций смены состояния $\varphi: S_k \times X_k \rightarrow S_k$ и выходов $\phi: S_k \times X_k \rightarrow \text{СП}_k$ РПА для каждого обслуживаемого канала $k \in K$.

В результате последовательности срабатываний $\dots t_1, t_1, t_1, \dots$ автомат по мере поступления каждого входного знака x_h переходит в новое состояние $s_j = \varphi(s_i, x_h); i, j \in \{0, \dots, n\}, h = 1, 32$.

В общем случае при распознавании анализатором команды (лексемы) формального терминального языка $lex \in L_{анто}^{88}$ разметка устанавливается в соответствующей периферийной позиции $\mu(\text{сп}_{lex}) := 1$, $\text{сп}_{lex} \in \text{СП}$ для формирования служебной посылки в ЦП и при необходимости производится смена режима функционирования $\nu = \psi(\text{исх}), \psi: V \rightarrow V$.

Так, при распознавании заголовка сообщения $\text{згл}_c \in \text{БК}$, $\text{БК} \subset L_{анто}^{88}$ во входном потоке $D_k \subset D$ канала $k_i \in K$ автомат этого канала переходит из исходного состояния в состояние набора текста сообщения $\text{сбщ} = \psi(\text{исх}); \text{сбщ}, \text{исх} \in V$, после чего все поступающие из канала $k_i \in K$ знаки $x \in X$ временно накапливаются в буфере $\mu(\text{тхт}) += 1$. Учет кратности входной позиции буфера $g = \#(\text{тхт}, I(t_2))$, $g \gg 1$ позволяет моделировать регулярный перенос фиксированного объема фрагмента данных $\mu(\text{фс}) := 1$ в память ЦП по мере их заполнения буфера $\text{тхт} \in D$.

В режиме $\text{сбщ} = \nu(s_j), \nu(s_j) \in V$ анализатор постоянно сканирует во входном потоке D_k наличие разделителя конца передачи $\text{кп} \in \text{БК}$, появление которого приводит к установке разметки $\mu(\text{кп}) := 1$, смене режима $\text{исх}_k = \psi(\text{сбщ}_k)$ обслуживания канала $k \in K$ и возврату в исходное состояние $s_{0k} \in S_k$. Последующее срабатывание перехода t_3 интерпретирует выдачу в ЦП остатка текста сообщения из буфера тхт и служебной посылки о завершении ввода сообщения $\mu(\text{сп}_c) := 1$.

При распознавании заголовка переговоров $\text{згл}_n \in \text{БК}$ в канале инициатора $k_n \in K$ автомат переходит в состояние $\mu(s_{уст}): = 1$, характеризующее режим ожидания установления виртуального соединения с партнером $\text{жус} = \psi(\text{исх}), \text{жус} \in V$. При этом выходная функция РПА $\phi: S_k \times X_k \rightarrow \text{СП}_k$ генерирует разметку $\mu(\text{сп}_{уст}): = 1$, $\text{сп}_{уст} \in \text{СП}$ для формирования запроса на установление соединения. Поступление в вызываемый канал партнера $k_n \in K$ этого запроса производит анализ готовности партнера к переговорам в режиме $\text{гтв} = \psi(\nu); \text{жус}, \nu \in V$, и при положительном исходе формируется разметка

периферийной позиции $\mu(\text{уст}): = 1$, направляемая инициатору.

Обобщенная последовательность срабатываний при наборе заголовка в процессе реализации передачи сообщения имеет вид $\{t_1\}^q$. В результате ввода и распознавания правильной цепочки языка $L_{анто}^{88}$ в последовательности вводимых символов заголовка изменяется состояние РПА ($\text{исх}, 0$), ($\text{исх}, i$), ..., ($\text{исх}, i+q$). Набор заголовка заканчивается формированием запроса выдачи квитанции за заголовок сообщения $\text{сп}_{згл} \in \text{З}$ и переходом РПА в режим ввода сообщения $\text{сбщ} \in V$.

Последующий ввод текста сообщения характеризуется обобщенной последовательностью срабатываний переходов $\{\{t_1\}^g, t_2\}^v, \{t_1\}^w, t_3$.

В результате выполнения итерации $\{t_1\}^g$ происходит изменение состояния РПА ($\text{сбщ}, 0$), ($\text{сбщ}, j$), ..., ($\text{сбщ}, j+g$) с подсчетом введенных знаков $\mu(\text{тхт}) = 1, g$. Последующее срабатывание перехода t_2 влечет за собой выдачу в ЦП фрагмента вводимого сообщения $\text{фс} \in \Phi$ и возврат в начальное состояние ввода ($\text{сбщ}, 0$). На завершающей стадии вводится последний (частично заполненный символами в количестве w) фрагмент текста, приводящий к срабатыванию последовательности $\{t_1\}^w, t_3$, при этом общий объем введенного текста составляет $g \times v + w$.

Описанная процедура ввода и отсылки фрагментов текста циклически продолжается вплоть до поступления и распознавания во входной последовательности команды $\text{кп} \in \text{БК}$, вызывающей срабатывание перехода t_3 с выдачей в ЦП служебной посылки $\text{сп}_c \in \Phi$ и возврат РПА в исходное состояние $s_0 = (\text{исх}, 0)$. С этой фазы обслуживания ЦП начинается рассылку введенного сообщения по соответствующим адресам получателей, указанным в заголовке сообщения.

Аналогично рассмотренному процессу ввода заголовка сообщения производится ввод заголовка запроса переговоров $\{t_1\}^q$, после чего состояние анализатора этого терминала приобретает значение $\mu(s_{уст}) = 1$, из которого после прихода сигнала $\mu(\text{уст}) = 1$ и срабатывания перехода t_7 на все время переговоров устанавливается состояние анализатора $\mu(\text{сп}_{прг}) = 1$. В течение одной секунды производится буферизация вводимых знаков $\mu(\text{прг}) += 1$ с последующей отправкой их в ЦП в виде фрагмента $\text{фп} \in \Phi$. Таким образом, общая схема срабатываний при выполнении переговоров описывается последовательностью $\{t_1\}^q t_7 \{t_1\}^i t_5\}^j t_4$.

Общая схема срабатываний в E-сети анализатора при подтверждении принятых сообщений также аналогична вышеописанным процессам $\{t_1\}^q, t_6$, и завершается выдачей в ЦП служебной посылки $\text{сп}_{прн} \in \Phi$.

Модель вывода сообщения

В АСДО спонтанный характер документальных обменов разной срочности и произвольных объемов передаваемого текста потенциально влечет непредсказуемые ситуации на оконечном пункте приема информации, в частности, возможно одновременное поступление множества данных на общий терминал абонента сети, от независимых источников – то есть возникновение конфликта вывода текстов сообщений. С учетом временных ограничений на доставку сообщений, заданных абонентским протоколом, предусмотрен жесткий регламент упорядочивания использования терминала, который выступает общим ресурсом при выводе писем на твердый или электронный носитель. В АСДО обобщенный алгоритм приоритетного обслуживания сообщений предусматривает использование несколько градаций категории срочности $KC = \{KC_1, \dots, KC_m\}$, задающих различные предельные значения времени их доставки абонентам сети [12].

Разрешение конфликтной ситуации производится за счет временного прерывания (блокировки вывода) сообщений с низкой KC_i сообщениями с более высокой KC_j , $j > i$. Дополнительно все срочные категории подразделены на две группы функционального обслуживания $KC_{otn} \cup KC_{abs} \subset KC$, $otn < abs$, соответственно обозначающих относительный (отложенный) и абсолютный (мгновенный) принцип прерывания. Все прерванные сообщения восстанавливаются по мере окончания вывода более приоритетных.

С целью оптимизации (чтобы избежать избыточного повтора ранее выведенного текста) в общем случае передаваемый текст сообщения с помощью разделителей может быть разбит на несколько страниц. Тогда в случае прерывания сообщения с KC_i сообщением с $KC_j \in KC_{otn}$, $KC_i < KC_j$ текущая страница выводится до конца, и только после этого низкоприоритетное сообщение прерывается. Если срочное сообщение имеет $KC_j \in KC_{abs}$, то блокировка низкоприоритетного сообщения выполняется мгновенно, а при восстановлении вывода прерванная страница повторяется с самого начала с признаком «ПОВТОР». Теоретически возможны многократные прерывания при приеме нескольких сообщений с разными $KC_a < KC_b < \dots < KC_z$.

Для абстрагирования и иллюстрации структурных особенностей динамики работы механизма прерывания сообщений, квазиодномоментно поступивших на общий терминал, на рис. 6 укрупненно представлен фрагмент расширенной за счет идентификации меток и наличия предусловий переходов системной SN и элементной EN вложенной сети Петри $N = (P, T, F, \mu)$, с позициями P , переходами T и инцидентностью $F: (P \times T) \cup (T \times P)$. Позиции и переходы системной сети соответственно $P_{SN} = \{G_i, \dots, G_j, p_k, p_1, p_2\}$, $T_{SN} = \{t_1, t_2, t_i, \dots, t_j, t_r\}$.

Семантика позиций SN :

- G_i, \dots, G_j – источники (генераторы) сообщений;
- p_k – коммутатор сообщений;
- p_1 – буфер приема сообщений, адресуемых абоненту;
- p_2 – сообщения, выбранные на абонентское обслуживание.

Семантика переходов SN :

- t_i, \dots, t_j – отправка сообщений, поступающих от разных источников;
- t_r – выбор сообщения на абонентское обслуживание;
- t_1 – выбор сообщения с максимальным приоритетом;
- t_2 – удаление полностью выведенного сообщения.

Позиции и переходы элементной сети $P_{EN} = \{m, s, b, p_3, A\}$, $T_{EN} = \{t_3, \dots, t_8\}$.

Семантика позиций EN :

- m – исходное состояние вывода принятого сообщения;
- s – число страниц сообщения;

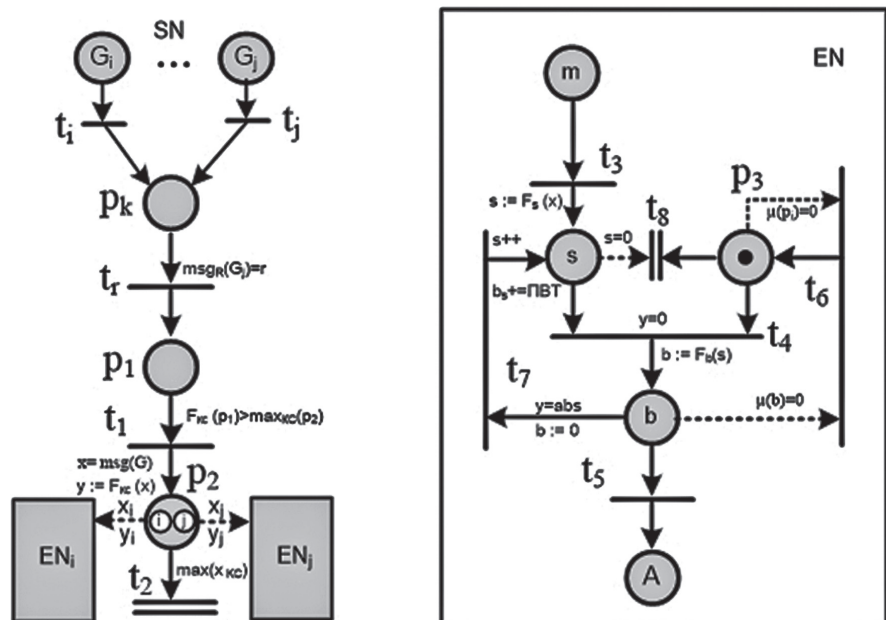


Рис. 6. Обслуживание вывода сообщений

- b – число блоков (фрагментов текста) текущей страницы сообщения;
- p_3 – семафор, регулирующий выбор очередной страницы сообщения;
- A – аккумулятор выведенного на терминал текста сообщения.

Семантика переходов EN :

- t_3 – обработка сообщения (учет числа страниц сообщения);
- t_4 – выбор на обслуживание очередной страницы сообщения;
- t_5 – вывод блока текста сообщения;
- t_6 – завершение вывода текущей страницы сообщения;
- t_7 – прерывание (блокировка вывода страницы сообщения);
- t_8 – завершение вывода сообщения.

Позиции G_i сети SN являются источниками спонтанно генерируемых сообщений $msg \in MSG$, интерпретируемых в виде различных между собой меток $MSG = \{msg_1, \dots, msg_n\}$. Все отправляемые из источников G сообщения поступают через переходы t_i, \dots, t_j на коммутатор p_k , где они селектируются по адресам и передаются через переходы $t'_1, \dots, t'_r, \dots, t'_n \in T_{SN}$ соответствующим абонентам. Позиция $p_1 \in P_{SN}$ является сборником (буфером) сообщений, поступающих из коммутатора p_k , через переход $t_r \in T_{SN}$. Разметка $\mu(p_2)$ позиции $p_2 \in P_{SN}$ характеризует текущее число сообщений, находящихся в обработке. Метки i и j в позиции $p_2 \in P_{SN}$ являются вложенными экземплярами элементной сети EN . Тип метки сообщения $msg \in MSG$ задан кортежем $typ(msg) = \langle r, KC, \omega, s, txt, \tau \rangle$, в котором:

- r – условный адрес приемника (позывной);
- KC – категория срочности;
- ω – объем текста сообщения;
- s – число страниц текста сообщения;
- τ – время приема сообщения из коммутационной сети.

В общем случае каждая страница сообщения msg_i фрагментирована в соответствии $\psi: S \rightarrow B$ на блоки фиксированного объема $b = \psi(msg^s)$.

Распределение сообщений по трактам, производимое коммутатором, осуществляется за счет предусловия перехода $t_r \in T_{SN}$, $msg_R = r$. Формально конфликтная ситуация имеет место при одновременном наличии $msg_R(G_i) = msg_R(G_j)$. Переходу $t_1 \in T_{SN}$ назначено предусловие в виде логического выражения $\exists msg^{KC}(p_1): msg^{KC}(p_1) > \max(msg^{KC}(p_2))$, допускающего срабатывание этого перехода, если в позиции $p_1 \in P_{SN}$ найдется сообщение с категорией срочности, превышающей максимальную кате-

горию сообщений, находящихся на обслуживании в позиции $p_2 \in P_{SN}$. Таким образом, срабатывание перехода $t_1 \in T_{SN}$ интерпретирует выбор из буфера p_1 на обработку наиболее приоритетного сообщения. При срабатывании перехода $t_1 \in T_{SN}$ фиксируется значение типа прерывания, используемого в элементной сети EN в качестве предусловия переходов $t_4, t_7 \in T_{EN}$ в виде логического выражения $x: = msg(G_i), y: = F_{KC}(x), y \in \{\emptyset, abs, otn\}$, характеризующего наличие и тип соответствующего признака прерывания или его отсутствие.

Переход $t_2 \in T_{SN}$ реализует окончательное завершение процесса вывода сообщения путем удаления из позиции p_2 метки и удаление сопоставленной ей соответствующей элементной сети EN . Переходы $t_2 \in T_{SN}$ и $t_8 \in T_{SN}$ (помечены на рис. 6 двойной планкой) связаны вертикальной синхронизацией, устанавливающей по определению их обязательное одновременное срабатывание.

Элементная сеть EN интерпретирует следующую динамику процесса вывода сообщения. При срабатывании перехода $t_3 \in T_{EN}$ в позиции $s \in P_{EN}$ устанавливается значение разметки $\mu(s)$, соответствующее исходному числу страниц s сообщения. Переход $t_4 \in T_{EN}$ при наличии разрешения $y = \emptyset$ и открытого семафора $p_3 \in P_{EN}$, $\mu(p_3) = 1$ выбирает очередную страницу $s_q \in s$ из позиции $s \in P_{EN}$ и устанавливает в позиции $b \in P_{EN}$ значение $\mu(b) = \psi(s_q)$ числа фрагментов текста (блоков фиксированного объема). Тактированная последовательность в элементной сети EN циклических срабатываний перехода $t_5 \in T_{EN}$ приводит к упорядоченному выводу всех блоков текста текущей страницы $\{t_5\}^b = t_5 t_5 t_5 \dots t_5$, $\mu(b) := 0$, и восстановлению семафора $\mu(p_3) := 1$ по завершении вывода страницы. Заметим, что при необходимости учета длительности вывода текста блока переход $t_5 \in T_{EN}$ может имитировать задержку срабатывания на время $\varepsilon := f(msg_b^\omega)$, зависящего от скорости абонентского тракта и регистрирующего (например, печатающего) устройства. В целом в результате функционирования сети EN при выводе любого сообщения $x = msg(G)$ последовательность срабатывания имеет вид итерации $\{t_4\{t_5\}^b\}^s = t_4 t_5 t_5 t_5 t_4 t_5 t_5 t_5 \dots t_5 \dots t_4 t_5 t_5 t_5$.

Завершение вывода сообщения в элементной сети EN и приводит к синхронному срабатыванию переходов $t_2 \in T_{SN}$ и $t_8 \in T_{EN}$, удалению метки из $p_2 \in P_{SN}$, изменению разметки $\mu''(p_2) := \mu'(p_2) - 1$.

Рассмотрим конфликтную ситуацию $msg_R(G_i) = msg_R(G_j)$ во вложенной сети N . Появление срочного или экстренного сообщения msg ,



в период незавершенного вывода менее приоритетного сообщения msg_i приводит к образованию системной метки j одновременно с ее структурой в виде очередной элементной сети EN_j . Производится инкрементация разметки $\mu'(p_2) := \mu(p_2) + 1$, $\mu'(p_2) > 1$ и формирование охраны $y_j := \emptyset$ для сети EN_j и $y_i \in \{abs, otn\}$ для сети EN_i , временно блокирующий за счет $y_i \neq \emptyset$ переход $t_4 \in T_{EN}$, интерпретирующий вывод страниц низкоприоритетного сообщения.

При этом в случае значения $y_i = otn$ в сети EN_i продолжается вывод оставшихся блоков страницы, после чего посредством перехода $t_6 \in T_{EN}$ восстанавливается семафор $p_3 \in P_{EN}$, $\mu(p_3) := 1$. Напротив, процедура мгновенного прерывания в сети EN_i с учетом $y_i = abs$ приводит к сбросу разметки $\mu(b) := 0$, срабатыванию перехода $t_7 \in T_{EN}$, восстановлению номера прерванной страницы $s := s + 1$, добавления в текст сообщения служебной отметки «ПРЕРЫВАНИЕ ПРИОРИТЕТ». Затем срабатывает переход $t_6 \in T_{EN}$ и восстанавливается семафор $p_3 \in P_{EN}$, $\mu(p_3) := 1$.

Процесс вывода в сети EN_j аналогичен выводу в EN_i , в том числе он может быть прерван еще более приоритетным сообщением. Завершение вывода приоритетного сообщения msg_j сопровождается удалением метки j из позиции $p_2 \in P_{EN}$ вместе с элементарной сетью EN_j , установкой $y_i := \emptyset$ и при $\mu'(p_2) > 0$ инициирует продолжение вывода низкоприоритетного сообщения, начиная с точки приостановки или повтора прерванной страницы.

Заключение

В целях разработки компонентов информационной технологии создания систем класса АСДО проведена формализация с использованием математических методов расширенных сетей Петри ряда функциональных задач обеспечения и обслуживания телекоммуникационных комплексов документального обмена. Комплексный подход к совершенствованию всех звеньев и элементов технологической цепи операций при разработке ТКК, абстрагирование оценки обоснованности принятых решений на всех этапах проектирования позволяет обеспечить высокий уровень надежности и своевременной доставки сообщений на УС.

Рассмотренные аспекты создания элементов и подсистем ТКК, в том числе их программная реализация, отрабатывались в виде фрагментов АСДО на различных моделях. В целом принятые системотехнические подходы к разработке моделей подсистем ТКК обеспечили успешное расширение ряда функций подкласса коммуникационных ком-

плексов АСДО, нашли практическое применение в разработке нескольких поколений систем документальной связи.

Рассмотренные подходы в реализации однотипных задач ДО обеспечили унификацию архитектуры программных комплексов, структурных иерархий, алгоритмических решений, инфологических и даталогических конкретизаций.

Предложенная формализация адресования сокращает влияние эвристического характера разработки, а также обеспечивает значительную эффективность своевременного доведения сообщений путем использования структурных, функциональных и списочных признаков не только для управляющих, но и для служебных сообщений, выдаваемых «снизу вверх».

Продуктивность использования рассмотренной формализации вложенными сетями Петри заключалась в общем методологическом подходе описания распределенной иерархической телекоммуникационной системы, каждая из компонент которой затем интегрируется в общий агрегат посредством вложенной подсистемы.

Литература

1. Зацаринный А.А., Коротаев В.Б., Иванов В.Н., Ионенков Ю.С. Сеть обмена данными как интегрирующая основа перспективной автоматизированной системы органов государственного управления // Качество и жизнь. – № 3. – (11). – Спецвыпуск. – 2016. – С. 16–18.
2. Соколов И.А., Оганян Г.А. Этапы формирования перспективной архитектуры АСУ ВС РФ // Вооружение России на рубеже веков. – Т. 2. – 2012. С. 20–31.
3. Коротаев В.Б., Машин В.П., Нестеров Б.И., Соболев В.М. Унифицированный ряд комплексов документального обмена // Труды XII Российской НТК «Новые информационные технологии в системах связи и управления». – Калуга, 2013. – С. 65–67.
4. Коротаев В.Б., Машин В.П., Соболев В.М. Телекоммуникационный комплекс обработки документальных сообщений // Промышленные АСУ и контроллеры. – № 3. – Научтехлитиздат, М. – 2021. – С. 40–51.
5. Митрушкин Е.И. Методология адресования сообщений в автоматизированных системах управления // Качество и жизнь. – Спецвыпуск. – № 3. – 2016. – С. 27–34.
6. Митрушкин Е.И., Соболев В.М. Инфология адресования в автоматизированной системе // Информационные технологии в проектировании и производстве. – ФГУП «НТИ оборонного комплекса «Компас», 2019. – № 3(175). – С. 60–68.

7. Ломазова И.А. Моделирование мультиагентных динамических систем вложенными сетями Петри // Программные системы: Теоретические основы и приложения. – М.: Физматлит, 1999. – С. 143–156.
8. Ломазова И.А. Некоторые алгоритмы анализа для многоуровневых вложенных сетей Петри // Известия РАН. Теория и системы управления, № 6. – С. 965–974.
9. Котов В. Е. Сети Петри. – М: Наука, 1984. – 157 с.
10. Соболев В.М. Документальный обмен. Аспекты программной реализации / Монография. – М.: МИРЭА, 2010. – 230 с.
11. Советов Б.Я. и др. Применение микропроцессорных средств в системах передачи информации. – М.: Высшая школа, 1987 г. – 253 с.
12. Соболев В.М. Стратегия приоритетного обслуживания документального обмена // Труды XIV Российской НТК «Новые информационные технологии в системах связи и управления». – Калуга, 2015. – С. 95–98.

Multi-Level Model of the Document Interchange Telecommunication Complex

V.M. Sobol, consultant-programmer of the Scientific and Thematic Center of Joint-Stock Company «Research Institute for Automated Apparatus named after Academician V.S. Semenikhin»; Moscow

e-mail: sobolvm@yandex.ru

E.I. Mitrushkin, Doctor of Technical Sciences, Professor, Scientific Secretary of Joint-Stock Company «Research Institute for Automated Apparatus named after Academician V.S. Semenikhin»; Moscow

S.Y. Baladin, Candidate of Technical Sciences. The Head of the Scientific and Thematic Center of Joint-Stock Company «Research Institute for Automated Apparatus named after Academician V.S. Semenikhin»; Moscow

V.B. Korotayev, Candidate of Technical Sciences, the Senior Researcher. Consultant to the Head of the Scientific and Thematic Center of Joint-Stock Company «Research Institute for Automated Apparatus named after Academician V.S. Semenikhin»; Moscow

Summary. The article presents the elements of a multi-level model of the telecommunication complex, formalized in the notations of the pictorial capabilities of extended Petri networks. The methodology of creating an automated document interchange system based on the use of a specialized transport network is considered. A model of addressing the documentary messages is

proposed, which is one of the foundations of information interaction of subscribers in spatially distributed systems. The functional structure of tasks of a number of components and subsystems of telecommunication complexes is formalized. A formal description of the organization of the transmission of documentary messages is provided. The paradigm of priority servicing of messages of various categories of urgency is stated.

Keywords: telecommunication complex, addressing system, addressing architecture, data exchange system, documentary exchange, priority maintenance, modeling of systems, Petri networks.

References:

1. Zatsarinnyy A.A., Korotayev V.B., Ivanov V.N., Ionenkov Y.S. The data network as the basis for integrating the perspective of an automated system of public administration bodies. *The Quality and Life*. No. 3(11). Spec. issue. 2016. pp. 16–18.
2. Sokolov I.A., Oganjan G.A. Stages of formation of a forward-looking architecture of Process Control System of the RF Armed Forces. *Weapons at the turn of the century Russia*. Vol. 2. Moscow. 2012. pp. 20–31.
3. Korotayev V.B., Mashin V.P., Nesterov B.I., Sobol V.M. Standard series of document interchange complexes. *Proceedings of the XII Russian conference on «New information technologies in communication and management»*. Kaluga. 2013. pp. 65–67.
4. Korotayev V.B., Mashin V.P., Sobol V.M. Telecommunication complex for processing documentary messages. *Industrial process control and controllers. «Nauchetehclitizdat»*. Moscow. 2021. No. 3. pp. 40–51.
5. Mitrushkin E.I. Methodology for addressing messages in automated control systems. *The Quality and Life*. No. 3(11). Spec. issue. 2016. pp. 27–34.
6. Mitrushkin E.I., Sobol V.M. Addressing Infology in an Automated System. *Information technologies in design and production, FSUE «STC of the defense complex «Compass»*. 2019. No. 3(175). pp. 60–68.
7. Lomazova I.A. Simulation of multi-agent dynamic systems with embedded Petri nets. *Software Systems: Theoretical Foundations and Applications: Science*. Fizmatlit. 1999. pp. 143–156.
8. Lomazova I.A. Some Analysis Algorithms for Multilevel Embedded Petri Nets. *Proceedings of the Russian Academy of Sciences. Theory and Control Systems*. No. 6. pp. 965–974.
9. Kotov V.E. Petri Nets. Moscow. Nauka. 1984. pp. 157.
10. Sobol V.M. Documentary Exchange. Aspects of program implementation. Moscow. MIREA. 2010. pp. 230.
11. Sovetov B.Y. etc. The application of microprocessor in systems of information transfer. Moscow. Highest School. 1987. 253 p.
12. Sobol V.M. Strategy for priority service of documentary exchange. *Proc. of the XII Russian conference on «New information technologies in communication and management»*. Kaluga. 2015. pp. 95–98.