

УДК 621.395

Ю.И. Лосев, С.И. Шматков, К.М. Руккас, Олоту Олуватосин Давид

*Харьковский национальный университет имени В.Н. Каразина, Харьков*

## РАЗРАБОТКА МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ ПРОЦЕССА УПРАВЛЕНИЯ СЕТЕВЫМИ РЕСУРСАМИ НА СЕТЕВОМ УРОВНЕ

*В статье предложена математическая модель процесса управления сетевыми ресурсами на сетевом уровне. Были построены модели процесса управления для различных типов сетевых ресурсов. На основании анализа различных моделей процесса управления сетевыми ресурсами был сделан вывод, что управляемыми параметрами являются скорость и вид модуляции, состояние канала связи. Таким образом, управление таким канальным ресурсом как скорость передачи эквивалентно управлению временными и частотными ресурсами. Все эти параметры определяются вышестоящим уровнем.*

**Ключевые слова:** управление сетевыми ресурсами, протокол X.25, модель процесса управления, канал связи.

### Введение

**Постановка задачи.** Современные распределённые информационные системы (РИС) используются для передачи и обработки различных типов трафика. Одним из путей повышения эффективности передачи информации является эффективное использование сетевыми ресурсами на сетевом уровне. В этих условиях успешное управление возможно при использовании сетевыми ресурсами предполагает анализ влияния этих ресурсов. Для этого необходимо построить математические модели, описывающие влияние сетевых ресурсов качества передачи информации в сетях.

**Цель статьи.** Поэтому актуальной является задача разработки модели процесса управления сетевыми ресурсами на сетевом уровне.

**Анализ последних исследований и публикаций.** В [1 – 5] описаны модели сетевых протоколов различных транспортных сетей. В [1 – 3, 6 – 9] проведен анализ структуры пакетов для различных протоколов сетевого уровня, а также построены математические модели этих протоколов. В [7] приведена методика определения основных вероятностно-временных характеристик технологий передачи информации с учетом специфики сетевых протоколов.

### Изложение основного материала

Рассмотрим работу протоколов сетевого уровня на примере протокола X.25. Этот протокол определяет стык между оконечным оборудованием данных (ООД) и аппаратурой канала данных (АКД), которая предоставляет доступ к сети с коммутацией пакетов (рис. 1).

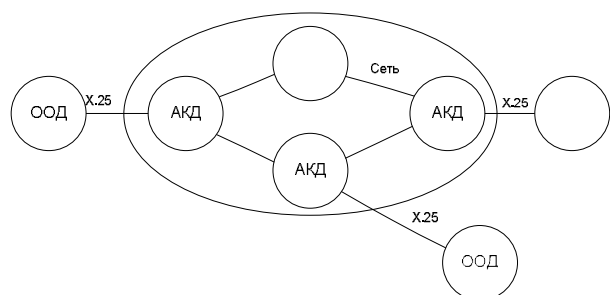


Рис. 1. Структура сети

Рекомендация X.25 определяет обслуживания по постоянным или коммутируемым виртуальным соединениям. Для обеспечения одновременной работы нескольких виртуальных соединений используются логические каналы.

Для управления потоком пакетов используется механизм окна. В фазе передачи информации при-

меняется поле порядковых передаваемых и подтверждаемых номеров. О ширине окна договариваются при вхождении в связь, по умолчанию ширина окна принимается равной 2. В фазе передачи данных применяются также такие управляющие пакеты, как готов к приему (ГП), не готов к приему (НГП) и отказ (ОТК). Управление может осуществляться в звене ООД-АКД или ООД-ООД путем задержки передачи номера подтверждающего пакета. Более быстрая остановка потока может быть достигнута передачей пакета НГП. Передача возобновится после полученного пакета ГП. Такое управление предотвращает перегрузку центра коммутации.

Сигналы (кадры) нижнего – канального уровня, являются входными для верхнего – сетевого. Состояния и переходы между ними для канального уровня, а также зависимости характеризующие процессы передачи данных были рассмотрены выше.

В соответствии с описанием протокола X.25 разработаем модель управления ресурсами сети при использовании этого протокола.

Кодовая комбинация без ошибок, принятая правильно (ПР) (вероятность правильного приема на канальном уровне  $P_{(ПР_6)}$ ) и имеющая необнаруженные ошибки (НО) (вероятность приема кадра с необнаруженной ошибкой на канальном уровне  $P_{(ОШ_6)}$ ) передается на сетевой уровень (ПрС), на что посылается квитанция о получении кадра отправителю. Поскольку средств для исправления ошибок на сетевом уровне нет, то получение кодовой комбинации (КК) имеющей необнаруженные ошибки означает прием с ошибкой (ОШБ). Правильно принятая КК проверяется на необходимость передачи квитанции отправителю о принятом кадре ( $P_{KB}$ ). Все передаваемые пакеты снабжаются номером. На приемной стороне этот номер сравнивается с ожидаемым. На сетевом уровне кодовая комбинация как подтвержденная, так и без квитанции проверяется на правильность соответствующего номера (вероятность  $P_{(H)}$ ), означающего подтверждение доставки пакетов (ПрН).

В случае подтверждения получения КК и обнаружения ошибки номера (ОшН), означает прием получателем информации с ошибкой. Если получение КК не требует подтверждения (вероятность требования квитирования  $P_{пр кв}$ ) и номер неверен, то информация передается на канальный уровень. При необходимости подтверждения принятого кадра, а также правильности номера информация передается получателю (ПрП). При неподтверждении получения кадра (квитирования) (вероятность правильной доставки квитанции  $P_{кв1}$ ), через время тайм-аута происходит повторная передача кадра (относительное среднее время процесса передачи кадра на канальном уровне  $d = (T_{ср пер} / (T_K W_0))_{HDLC}$ ). При передаче данных через КС, кадра могут быть приняты правильно (ПР)

и с необнаруженной ошибкой (ОШ). Вероятностно-временной граф процесса управления протокола X.25 на канальном и сетевом уровне представлен на рис. 2. После эквивалентных преобразований получим промежуточный и преобразованный ВВГ (рис. 3), где обозначено:

$$q = \frac{T_{сл}}{W_0 T_K}; \quad d = \frac{T_{сл}}{W_0 T_K}; \quad h = \frac{t_{KB}}{T_K}.$$

Производящая функция вычисляется из соотношения  $F(Z) = f_{ПР} + f_{ОШ}$ , где

$$f_{ПР} = \frac{f_1}{1 - f_3}, \tag{1}$$

$$f_{ОШ} = \frac{f_2}{1 - f_3}. \tag{2}$$

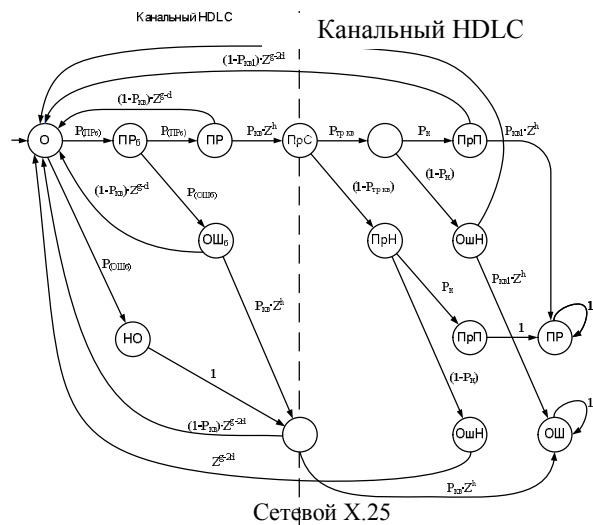


Рис. 2. Вероятностно-временной граф процесса обработки кадров при использовании протокола X.25

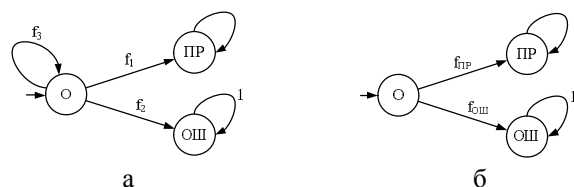


Рис. 3. Промежуточный (а), преобразованный (б) вероятностно-временной граф

Характеристики процесса обмена данными вероятности правильного приема кадра  $P_{(ПР)}$  и приема кадра с необнаруженной ошибкой  $P_{(ОШ)}$  определяются при  $Z=1$ :

$$P_{(ПР)} = f_1|_{Z=1}, \quad P_{(ОШ)} = f_2|_{Z=1}.$$

Относительное среднее время процесса передачи кадра определяется по отношению

$$\frac{T_{ср пер}}{W_0 T_{П}} = \frac{F(Z)}{dZ} \Big|_{Z=1}.$$

Для анализа информационного обмена на сетевом уровне необходимо построить зависимости эквивалентной вероятности ошибки, относительного

времени передачи кадра и относительной скорости передачи информации. Относительная скорость передачи информации определяется по выражению

$$C_{\Pi} = m / (n + K_{\Pi\Pi}), \quad (3)$$

где  $K_{\Pi\Pi}$  для данного случая определяется как

$$K_{\Pi\Pi} = n \cdot f_3 \Big|_{Z=1} = n \cdot (1 - [f_1 + f_2]) \Big|_{Z=1} = n \times \\ \times \left( 1 - [f_{1\text{ку}}^2 \cdot P_{\text{кв}} \cdot Z^h \cdot P_{\text{н}} \cdot [1 - P_{\text{тр кв}} + P_{\text{тр кв}} \times \\ \times P_{\text{кв1}} \cdot Z^h] + f_{2\text{ку}} \cdot P_{\text{кв}} \cdot Z^h + f_{1\text{ку}} \cdot P_{\text{кв}} \cdot Z^{2h} \times \\ \times (f_{2\text{ку}} \cdot P_{\text{кв}} + P_{\text{тр кв}} \cdot (1 - P_{\text{н}}) \cdot P_{\text{кв1}} \cdot f_{1\text{ку}})] \right). \quad (4)$$

Из структуры пакета протокола X.25 можно сделать вывод, что длина передаваемого пакета определяется размером информационной части ( $m$ ) и длиной служебных полей  $K_{X.25} = 24$  [8, 9]. Поэтому общая длина кадра с учетом служебных разрядов и поля флага протокола HDLC составляет  $n = 24 + 40 + 16 + m$ .

Для анализа BBX протокола X.25 построим зависимости эквивалентной вероятности ошибки, относительного среднего времени передачи кадра и относительной скорости передачи информации от вероятности ошибки в КС (отношения сигнал/шум) и длины кадра. Длину кадра примем равной  $n=224$  разрядов, что при передаче с использованием протокола X.25 и  $n=1104$  разрядов, что составляет 128 байт для рекомендуемой длины информационной части пакетов протокола X.25 [9].

Из зависимостей эквивалентной вероятности ошибки от вероятности ошибки в КС (отношения сигнал/шум) и от длины пакета (рис. 4, 5), построенных по (2), видно, что поведение кривых аналогично при использовании протокола HDLC. Это объясняется тем, что контроль достоверности осуществляется на нижнем – канальном уровне (протокол HDLC), а верхний сетевой выполняет функции ретрансляции (протокол X.25).

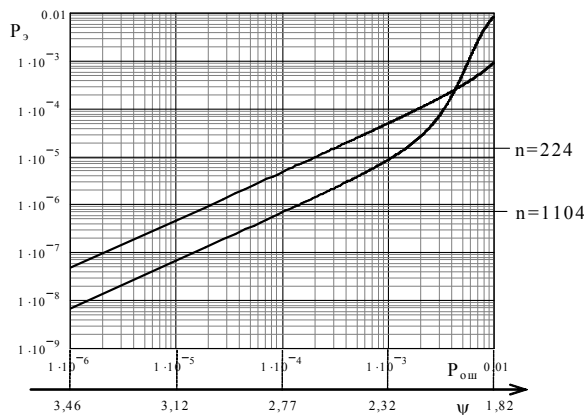


Рис. 4. Зависимость эквивалентной вероятности ошибки от вероятности ошибки в КС и отношения сигнал/шум

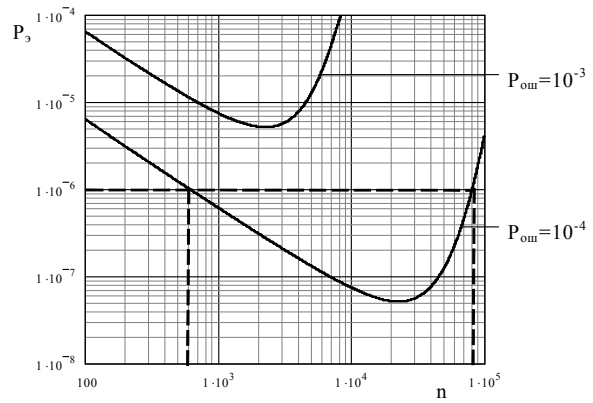


Рис. 5. Зависимость эквивалентной вероятности ошибки от длины пакета

Рациональная длина кодовой комбинации, при которой  $P_3$  принимает минимальное значение, составляет  $n \approx 19600 - 26000$  при  $P_{\text{ош}} = 10^{-4}$ . Допустимое значение эквивалентной вероятности ошибки  $P_3 = 10^{-6}$  или  $P_{\text{ош}} < 10^{-4}$  обеспечиваются анализируемым протоколом при длине пакетов  $n \leq 81500$  разрядов. Однако, при заданном значении отношения сигнал/шум  $\psi = 2,77$ , длине информационной части  $m = 144$  разряда, величина эквивалентной вероятности ошибки  $P_3 \approx 7 \cdot 10^{-7}$  увеличивается до  $P_3 \approx 4,6 \cdot 10^{-6}$ , по сравнению с протоколом HDLC. Существенное влияние оказывает увеличение числа служебных разрядов. Зависимости относительного среднего времени передачи кадра от вероятности ошибки в КС (отношения сигнал/шум) и длины пакета, представлены на рис. 6, 7. Поведение кривых аналогично при использовании протокола HDLC и описано выше. Среднее время передачи пакета длиной  $n = 224$  разряда при скорости модуляции  $V = 1200$  бит / с и вероятности ошибки в КС  $P_{\text{ош}} < 10^{-4}$  равно  $T_{\text{ср пер}} = 0,17$  с. Предъявленные требования по допустимому значению времени доведения информации и вероятности искажения одного двоичного разряда в данном случае будут выполняться при скорости модуляции  $V \geq 2400$  бит / с. Для  $n \leq 1104$  разрядов требования будут выполняться при  $V \geq 9600$  бит / с.

При вероятности ошибки  $P_{\text{ош}} = 10^{-4}$ , минимальное относительное среднее время передачи соответствует длине пакета  $n \approx 120 - 185$  разрядов. Требования по времени доведения данных и вероятности ошибки  $P_{\text{ош}} < 10^{-4}$  будут выполняться при  $T_{\text{ср пер}} / (W_0 T_{\text{к}}) = 3,14$ , скорости модуляции  $V = 2400$  бит / с и длине КК  $n \leq 380$  разрядов. При  $T_{\text{ср пер}} / (W_0 T_{\text{к}}) = 2,6$ , скорости модуляции

$V = 9600$  бит / с требования выполняются при длине КК  $n \leq 1800$  разрядов.

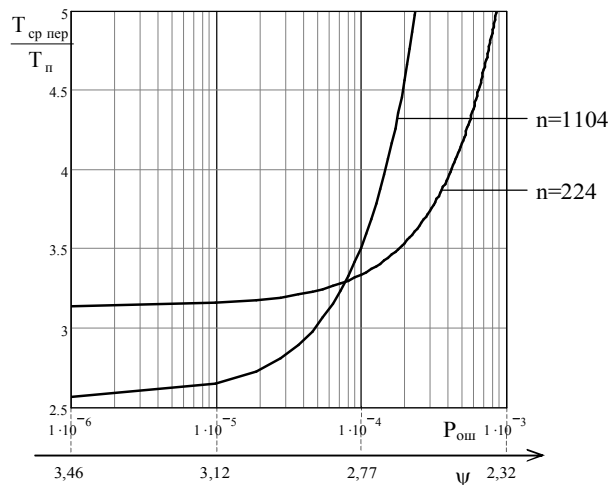


Рис. 6. Зависимость относительного среднего времени передачи кадра от вероятности ошибки в КС и отношения сигнал/шум

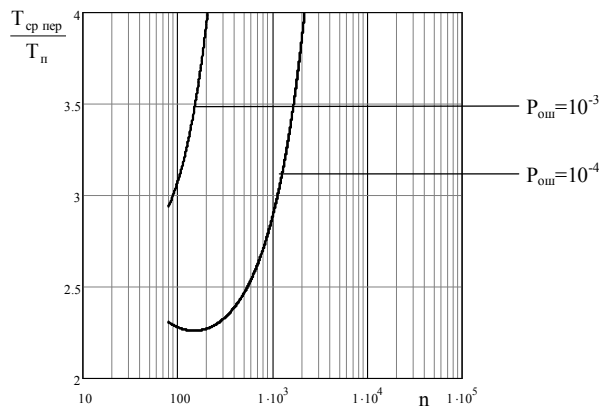


Рис. 7. Зависимость относительного среднего времени передачи сообщения от длины пакетов

Сравнивая с протоколом HDLC, при постоянном значении отношения сигнал/шум  $\psi = 3,12$ , длине информационной части  $m = 144$  разряда, величина  $T_{cp\ пер} / (W_0 T_k)$  увеличивается в 2,25 раза. Это объясняется увеличением длины КК, за счет дополнительных служебных полей протокола X.25.

Из зависимостей относительной скорости передачи информации от вероятности ошибки в КС и отношения сигнал/шум, построенных по (3) и представленных на рис. 8, видно, что при постоянном значении отношения сигнал/шум  $\psi = 3,12$ , длине информационной части  $m=144$  разряда, величина  $C_n$  снижается в 1,12 раза. Проанализировав приведенные выше зависимости можно сделать вывод, что относительное среднее время доставки информации чувствительно к качеству канала связи – вероятности ошибки в КС.

При ухудшении качества КС в общем случае возрастает вероятность возникновения необнару-

женных ошибок в пакете, что, в конечном счете, приводит к увеличению числа повторных передач для их исправления, реализованного в протоколе HDLC. При  $P_{ош} < 10^{-4}$  относительное среднее время доставки пакетов мало зависит от характера возникающих ошибок и будет определяться параметрами протокола.

Наименьшее значение  $T_{cp\ пер} / (W_0 T_k)$  при заданных требованиях допустимого значения эквивалентной вероятности ошибки  $P_э = 10^{-6}$ , вероятности ошибки  $P_{ош} = 10^{-4}$  и наибольшем значении  $C_n = 0,64$  и  $0,94$ , соответствует длине пакета  $n \approx 120 - 185$ . Предъявленные требования по вероятности ошибки в КС не хуже  $P_{ош} < 10^{-4}$  и времени доведения информации выполняются для КК при  $n = 224$  разрядов и скорости модуляции  $V \geq 2400$  бит / с полностью. При скорости модуляции  $V = 9600$  бит / с и  $T_{cp\ пер} / (W_0 T_k) = 2,6$  требования выполняются при длине КК  $n \leq 1800$  разрядов, а для  $T_{cp\ пер} / (W_0 T_k) = 3,14$   $V = 2400$  бит / с при  $n \leq 380$  разрядов.

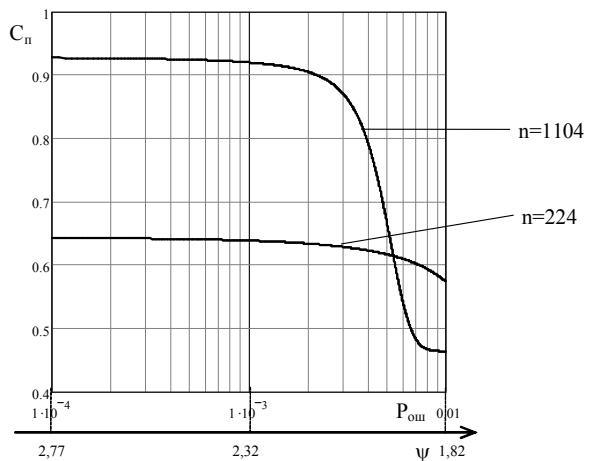


Рис. 8. Зависимость относительной скорости передачи информации от вероятности ошибки в КС и отношения сигнал/шум

Сравнивая с протоколом канального уровня HDLC ВВХ ухудшаются за счет увеличение числа служебных разрядов, избыточности. Так при заданном значении отношения сигнал/шум  $\psi = 2,77$ , длине информационной части  $m = 144$  разряда, величина эквивалентной вероятности ошибки  $P_э \approx 7 \cdot 10^{-7}$  ухудшается до  $P_э \approx 4,6 \cdot 10^{-6}$ . При  $\psi = 3,12$ , длине информационной части  $m = 144$  разряда, величина  $T_{cp\ пер} / (W_0 T_k)$  увеличивается в 2,25 раза. Из зависимостей относительной скорости передачи информации от вероятности ошибки в КС и отношения сигнал/шум видно, что при постоянном значении отношения сигнал/шум  $\psi = 3,12$ ,

длине информационной части  $m = 144$  разряда, величина  $C_{\Pi}$  снижается в 1,12 раза.

Таким образом, из приведенного анализа можно отметить, что управляемыми параметрами являются скорость и вид модуляции, состояние канала связи. Так как скорость модуляции определяется соотношением  $B = 1/T_c$ , где  $T_c$  - длительность передаваемого символа, управление скоростью модуляции сводится к управлению длительностью передаваемого символа. Поскольку  $T_c = 1/\Delta F$ , где  $\Delta F$  - ширина спектра передаваемого сигнала. Таким образом, управление таким канальным ресурсом как скорость передачи эквивалентна управлению временными и частотными ресурсами. Все эти параметры определяются вышестоящим уровнем.

Параметры протокола оказывают существенное влияние на время передачи. Относительное время передачи одного пакета определяется выражением

$$\frac{T_{cp}}{T_{\Pi} \cdot W_0} = 1 + \frac{T_{OЖ}}{W_0 \cdot T_{\Pi}} + \frac{\left(\frac{T_{TA}}{W_0 \cdot T_{\Pi}}\right)(P_{пот} + P_{oo})}{1 - (P_{oo} + P_{пот})}.$$

Из этого выражения видно, что относительное среднее время доставки одного пакета возрастает с увеличением времени ожидания ( $T_{ож}$ ), длительности тайм-аута и уменьшается с увеличением ширины окна  $W_0$ . Длительность тайм-аута определяется из условия  $T_{TA} \geq T_{ожmax}$ , где  $T_{ожmax} = W_0 \cdot T_{\Pi} + 2 \cdot t_{pmax}$ ,  $t_{pmax}$  - максимально возможное время распространения сигнала в сети;  $t_{pmax} = D_{max}/C$ ;  $D_{max}$  - максимальная дальность передачи. Время ожидания ( $T_{ож}$ ) определяется из условия

$$T_{ож} = W_0 \cdot T_{\Pi} + 2 \cdot t_p = W_0 \cdot T_{\Pi} + 2 \cdot (D/c),$$

где  $D$  - дальность связи.

Минимальное относительное время доставки будет при длительности тайм-аута, равной  $T_{ож}$

$$\left(\frac{T_{cp}}{T_{\Pi} \cdot W_0}\right)_{min} = 1 + T_{ож}/(W_0 \cdot T_{\Pi}).$$

Разность относительного времени доставки при оптимальной длительности тайм-аута и при выборе с учетом максимальной дальности связи равна

$$\Delta T \cong (2D_{max}/(C \cdot T_{\Pi}))(P_{пот} + P_{oo}).$$

При дальности связи  $D_{max} = 2000$  км и скорости передачи 1000 кбит/с и  $P_{oo} \approx 10^{-1}$  эта величина может достигать порядка 10% от длительности передаваемой посылки. Таким образом, учитывая сказанное выше, управляемыми параметрами протокола информационного канала, влияющими на эффективность управления, являются длительность тайм-аута, которая должна определяться дальностью связи, и ширина окна. Можно показать, что интенсивность обслуживания потока  $\mu_{обс}$  определяется как

$$\mu_{обс} = \frac{1 - r_{изб}}{n \cdot T_{\Pi}} \times \left( (W_0/T_{OЖ}) \cdot (1 - (P_{oo} + P_{пот})) + (W_0/T_{TA})(P_{пот} + P_{oo}) \right). \quad (5)$$

Из этого выражения видно, что максимальная интенсивность обслуживания и минимальное время передачи будет при  $T_{ож} = T_{TA}$  и  $r_{изб} = 0$ . Время простоя канала равно

$$\Delta T = T_{TA} - T_{ож} = 2D_{max}/c - 2D/c,$$

и при  $T_{ож} = T_{TA}$  это время равно 0. Следовательно, управляя тайм-аутом так, чтобы достигнуть  $T_{ож} \cong T_{TA}$  можно обеспечить минимум времени простоя канала. Как видно из (5), интенсивность обслуживания возрастает с увеличением ширины окна  $W_0$ . Однако имеется ограничение по  $W_0$ . Оконное управление регулирует нагрузку на сеть. Такое эффективное регулирование обеспечивается только при  $W_0 \leq T_{TA}$ . Поэтому максимальное значение ширины окна не должно превышать время тайм-аута.

Повышение эффективности сети при управлении канальными ресурсами обеспечивается использованием мультимаршрутного тракта. Из выражения (5) также видно, что интенсивность обслуживания пропорциональна отношению  $1/(T_{\Pi} \cdot n)$ , где  $1/T_{\Pi}$  - скорость передачи (модуляции),  $n$  - длина передаваемого пакета. Интенсивность обслуживания уменьшается с увеличением избыточности ( $r_{изб}$ ).

Таким образом, управляемыми параметрами протокола информационного канала являются скорость модуляции (скорость передачи данных), длина пакета и избыточность. Определим эффективность управления указанными параметрами.

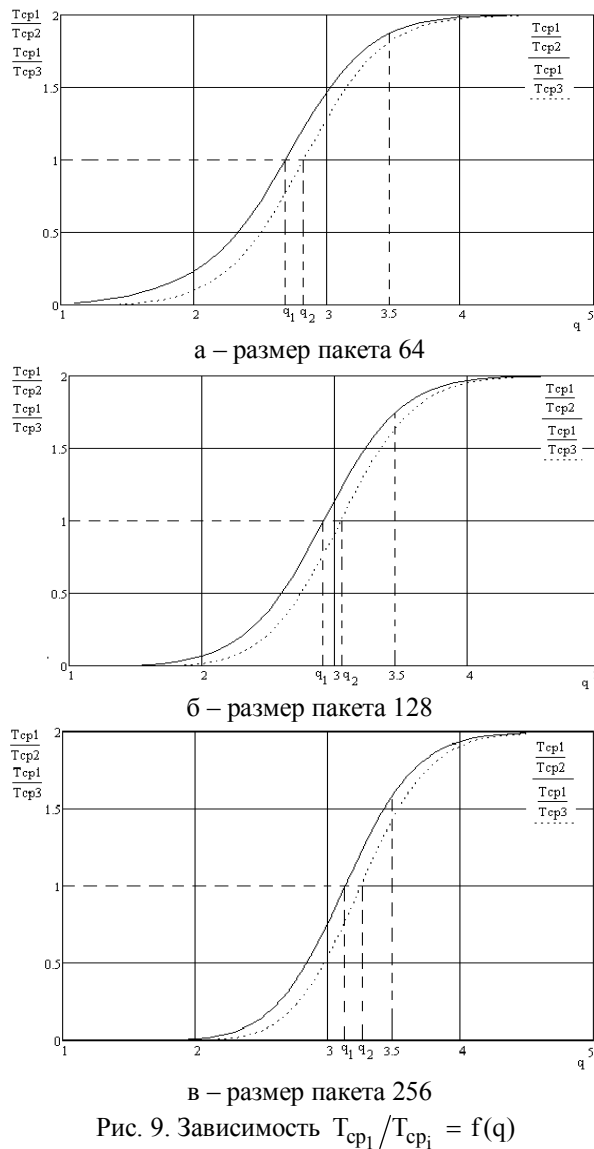
Ранее показана возможность управлять скоростью передачи путем изменения длительность передаваемых элементов. Определим эффективность данного метода управления. Вероятность ошибки определяется по формулам:

$$\begin{aligned} P_{ошОФМ} &= 0.5 \cdot (1 - \Phi^2(\sqrt{2}\psi)); \\ P_{ошОФМ} &= 0.5 \cdot (1 - \Phi^2(\psi)), \end{aligned} \quad (6)$$

где  $\psi$  - отношение эффективного напряжения сигнал/шум. При переходе на АОФМ вероятность ошибки равна

$$P_{ошАОФМ} = (3/4) \cdot (1 - \Phi^2(\sqrt{2}\psi/3)). \quad (7)$$

В соответствии с (4) увеличение скорости в два раза уменьшает в два раза  $T_{\Pi}$ , но увеличивается и  $P_{oo}$ . На рис. 9 изображены зависимости относительного среднего времени доставки при ДОФМ и ОФМ ( $T_{cp1}/T_{cp2}$ ), и при ОФМ и АОФМ ( $T_{cp1}/T_{cp3}$ ) от отношения сигнал/шум ( $\psi$ ). Зависимости построены в соответствии с (4) при  $P_{пот} = 0$ ,  $T_{ож} = 0$  и  $W_0 = 1$ . Вероятность  $P_{oo}$  определяется по формуле  $P_{oo} = 1 - (1 - p)^n$ ;  $p$  определяется по (6) и (7).



Из приведенных графиков видно, что управляя скоростью передачи путем изменения вида модуляции, можно добиться уменьшения времени доставки только при определенном соотношении сигнал/шум ( $\psi$ ). Величина этого отношения ( $\psi_1$  и  $\psi_2$  рис.9 а,б) зависит от вида модуляции и длительности переданного пакета. Анализируя приведенные графики, можно утверждать, что выигрыш в скорости передачи можно обеспечить при переходе от ОФМ к ДОФМ, если отношение сигнал/шум удовлетворяет неравенству  $\psi_1 \geq 3.1$  (это соответствует вероятности ошибки в канале  $P_{ош} \leq 9.6 \cdot 10^{-4}$ ). При переходе от ОФМ к АОФМ выигрыш в скорости передачи будет при  $\psi_2 \geq 3.2$  (при вероятности ошибки в канале  $P_{ош} \leq 1.03 \cdot 10^{-3}$ ). С увеличением длительности пакета требования к отношению сигнал/шум возрастают. При хорошем состоянии канала ( $P_{ош} \leq 10^{-4}$ ) при переходе от ОФМ к ДОФМ или к АОФМ, как видно из приведенных графиков, ско-

рость передачи увеличивается в 2 раза. Можно утверждать, что при указанных условиях в случае перехода от ОФМ к М-кратному виду модуляции скорость возрастает в М раз.

Скорость передачи оказывает влияние и на вероятность потери за счет переполнения БЗУ. Вероятность потери сообщения определяется как

$$P_{пот} = \left( (1 - \rho) / (1 - \rho^{w+1}) \right) \cdot \rho^w, \quad (10)$$

где  $\rho = \lambda / \mu$ ;  $\mu = 1/T_{Пср}$ ;  $\lambda$  и  $\mu$  - соответственно интенсивность поступления и обслуживания заявки.

Исследуем влияние скорости передачи на вероятность потери пакета. Для этого воспользуемся рис.10. В соответствии с этим рис. при  $\psi_1 = 3.5$  в случае перехода от ОФМ к ДОФМ время доставки уменьшится в 1.75 раза, а к АОФМ в 1.6 раза. Если скорость передачи данных оставить такой же, как при использовании ОФМ, то это приведет к уменьшению во столько же раз интенсивности поступления пакетов  $\lambda$ , и к уменьшению вероятности потерь.

На рис.10 изображены зависимости относительной вероятности потери для указанных выше условий  $P_{пот1}/P_{пот2}$  и  $P_{пот1}/P_{пот3}$  от емкости БЗУ ( $W$ ) при различных значениях коэффициента загрузки при ОФМ ( $\rho = 0.1; \rho = 0.5; \rho = 0.7$ ). Здесь введем обозначения  $P_{пот1}$  - вероятность потери при использовании ОФМ;  $P_{пот2}$  - при использовании ДОФМ;  $P_{пот3}$  - при использовании АОФМ.

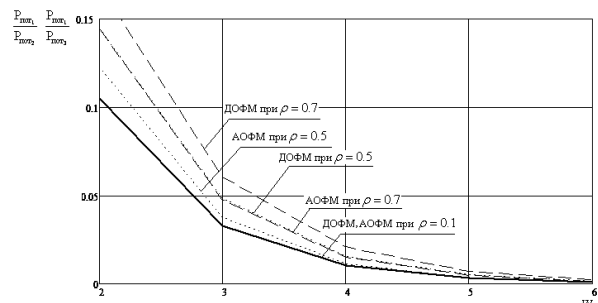


Рис. 10. Зависимость  $P_{пот1}/P_{пот2}$  и  $P_{пот1}/P_{пот3}$  от емкости БЗУ ( $W$ ) при  $\rho = 0.1; \rho = 0.5; \rho = 0.7$

Указанные величины коэффициента загрузки соответствуют ОФМ. Из приведенных зависимостей видно, что при переходе от ОФМ к ДОФМ или АОФМ при небольшой емкости БЗУ наблюдается существенное уменьшение вероятности потери. Выигрыш в вероятности потери уменьшается с увеличением емкости БЗУ. Следует отметить, что указанный выигрыш в вероятности потери будет только в том случае, если суммарная скорость передачи данных при ДОФМ или АОФМ будет равна скорости передачи при ОФМ. Таким образом, управляя скоростью передачи можно уменьшать время передачи, либо уменьшать вероятность потери пакета.

Управление буферными ресурсами можно повлиять на такие важные характеристики сети, как вероятность потери сообщения и время задержки пакета на узле коммутации и на скорость его доставки. Необходимо определить выделяемую емкость БЗУ на этих узлах и время их задержки. Известно, что вероятность потери пакета на узле за счет переполнения БЗУ определяется по формуле (10) т.е. зависит от коэффициента загрузки узла  $\rho$  и выделяемой емкости БЗУ  $W$ . Изменяя эти параметры можно повлиять на вероятность потери, а, следовательно, и на эффективность управления. При выборе маршрута с  $n$  промежуточными пунктами вероятность потери возрастает и определяется по формуле

$$P_{\text{поттр}} = 1 - (1 - P_{\text{пот1}})^n, \quad (11)$$

где  $P_{\text{пот1}}$  – вероятность потери на одном промежуточном пункте. Используя приведенные выражения можно выявить влияние того или иного параметра на вероятность потери, а, следовательно, и эффективность управления буферными ресурсами. Например, задаваясь значениями  $n$  и  $P_{\text{поттр}}$  можно предъявить требование к вероятности  $P_{\text{пот1}}$ , а по (10) при известной величине  $\rho$  определить необходимую емкость БЗУ.

На рис. 11 приведены зависимости вероятности потерь от емкости БЗУ при различных коэффициентах загрузки. Из приведенных графиков видно, что при уменьшении емкости БЗУ начиная с 6 наблюдается увеличение вероятности потери сообщений в широком диапазоне изменения коэффициента загрузки  $\rho$ . Увеличение емкости более 6 практически не оказывает влияние на вероятности потери.

На рис. 12 приведены зависимости вероятности потерь в тракте ( $P_{\text{поттр}}$ ) в зависимости от числа промежуточных пунктов ( $n$ ) при различной емкости БЗУ и при различных коэффициентах загрузки. Используя приведенные графические зависимости, задаваясь требуемой вероятностью потери сообщения в тракте при известном коэффициенте загрузки можно предъявить требования к допустимому числу промежуточных пунктов и емкости БЗУ. На практике часто возникает задача по заданному требованию к вероятности потери сообщения в тракте и известном числе промежуточных пунктов определить интенсивность обслуживания и емкость БЗУ. Для решения такой задачи можно воспользоваться семейством графиков, изображенных на рис. 13 и 14.

Пользуясь приведенными графическими зависимостями в процессе анализа в соответствии с рис. 12 по заданному значению  $P_{\text{поттр}}$  и  $n$  можно определить вероятность потери на одном участке  $P_{\text{пот1}}$ . Время задержки пакета на узле определяется по формуле

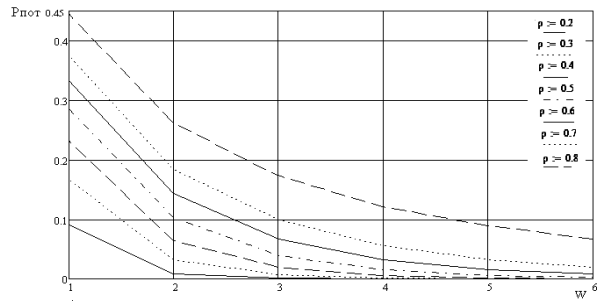


Рис. 11. Зависимость  $P_{\text{пот}} = f(W)$

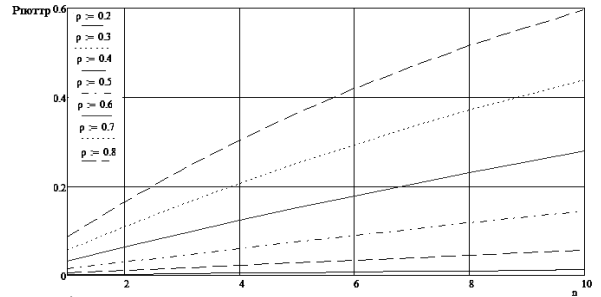


Рис. 12. Зависимость  $P_{\text{поттр}} = f(n)$

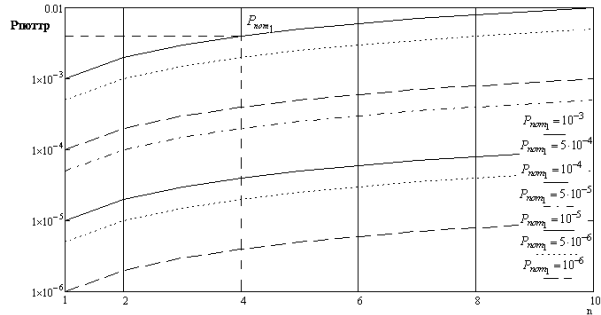


Рис. 13. Зависимость  $P_{\text{поттр}} = f(n)$

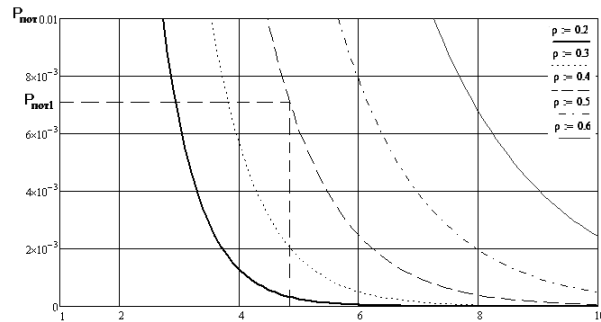


Рис. 14. Зависимость  $P_{\text{пот}} = f(W)$ , 2-й вариант

$$T_{\text{зад}} = N_{\text{ср}}/\lambda, \quad N_{\text{ср}} = \sum_{i=1}^W i \cdot P_i$$

где  $N_{\text{ср}}$  – среднее число пакетов в БЗУ,  $P_i$  – вероятность нахождения  $i$  пакетов на узле. Поскольку  $P_i = (1 - \rho) \cdot \rho^i$ , получим

$$N_{\text{ср}} = -(W + 1) \cdot \rho + \rho \cdot (1 - \rho^W) / (1 - \rho).$$

При управлении буферными ресурсами может быть предъявлено требование ко времени задержки на узле. Тогда задача управления решается в обратном порядке.

## Выводы

Получила дальнейшее развитие модель современного протокола канального уровня, учитывающая влияние всех полей кадра и позволило выявить средства управления информационным ресурсом. Таким образом повысить эффективность передачи данных и удовлетворить требованиям по времени доставке при использовании анализируемой технологии возможно рациональным выбором таких канальных ресурсов, как длины передаваемого кадра и скорости модуляции. Такое управление осуществляется на физическом уровне. Управлять значением  $P_3$  на физическом уровне можно путем изменения, как скорости, так и вида модуляции. Такое управление обладает высокой эффективностью, поскольку оно обеспечивает выполнение предъявляемых требований по доставке данных по таким основным показателям, как время и вероятность ошибки. Численное значение показателя эффективности управления сетью в данном случае не имеет существенного значения.

Разработаны требования по допустимому значению времени доведения информации и вероятности искажения одного двоичного разряда в данном случае будут выполняться при скорости модуляции  $V \geq 2400$  бит/с. Для  $n \leq 1104$  разрядов требования будут выполняться при  $V \geq 9600$  бит/с.

При вероятности ошибки  $P_{\text{ош}} = 10^{-4}$ , минимальное относительное среднее время передачи соответствует длине пакета  $n \approx 120-185$  разрядов. Требования по времени доведения данных и вероятности ошибки  $P_{\text{ош}} = 10^{-4}$  будут выполняться при  $T_{\text{ср пер}} / (W_0 T_k) = 3,14$ , скорости модуляции  $V=2400$  бит/с и длине КК  $n \leq 380$  разрядов. При  $T_{\text{ср пер}} / (W_0 T_k) = 2,6$ , скорости модуляции  $V=9600$  бит/с требования выполняются при длине КК  $n \leq 1800$  разрядов.

Сравнивая с протоколом HDLC, при постоянном значении отношения сигнал/шум  $\psi = 3,12$ , длине информационной части  $m=144$  разряда, величина  $T_{\text{ср пер}} / (W_0 T_k)$  увеличивается в 2,25 раза. Это объясняется увеличением длины КК, за счет дополнительных служебных полей протокола X.25.

Таким образом, из приведенного анализа можно отметить, что управляемыми параметрами являются скорость и вид модуляции, состояние канала связи. Таким образом, управление таким канальным ресурсом как скорость передачи эквивалентна управлению временными и частотными ресурсами. Все эти параметры определяются вышестоящим уровнем.

## Список литературы

1. Берсекас Д. Сети передачи данных / Д. Берсекас, Р. Галлагер. – М., Мир, 1989. – 544 с.
2. Динамическое управление в сетях с коммутацией пакетов / Лосев Ю. И. и др. – К.: Техника, 1994. – 224 с.
3. ГОСТ 25873-83. Процедуры управления звеном передачи данных. Структура кадра. – Введ. с 01.01.85. – М.: Изд-во стандартов, 1983. – 8 с.
4. Шварц М. Сети связи: протоколы, моделирование и анализ. В 2 ч. / М. Шварц. – М.: Наука, 1992. – Ч. 1. – 336 с.
5. Григорьев В.А. Сети и системы радиодоступа / В.А. Григорьев, О.И. Лагутенко, Ю.А. Распаев. – М.: Экотрендз, 2005. – 384 с.
6. Захаров А.И. Основы передачи данных / А.И. Захаров. – Л.: ВАС, 1985. – 157 с.
7. Лосев Ю.И. Методика определения вероятностно-временных характеристик информационных технологий с учетом специфики протоколов / Ю.И. Лосев, З.З. Закиров // Системи обробки інформації: зб. наук. праць. – Х.: ХУПС, 2008. – Вип. 1(68). – С. 43-47.
8. Протоколы информационно-вычислительных сетей: [Справочник] / С.А. Аничкин, С.А. Белов, А.В. Бернштейн и др. – М.: Радио и связь, 1990. – 504 с.
9. Лосев Ю.И. Компьютерні мережі / Ю.И. Лосев, К.М. Руккас, С.І. Шматков: навч. пос. – Х.: ХНУ, 2013. – 245 с.

Поступила в редколлегию 28.05.2015

**Рецензент:** д-р техн. наук, проф. А.А. Можаяев, Национальный технический университет «ХПИ», Харьков.

## РОЗРОБКА МАТЕМАТИЧНОЇ МОДЕЛІ ПРОЦЕСУ УПРАВЛІННЯ МЕРЕЖЕВИМИ РЕСУРСАМИ НА МЕРЕЖЕВОМУ РІВНІ

Ю.І. Лосєв, С.І. Шматков, К.М. Руккас, Олоту Олуватосин Давид

У статті запропоновано математичну модель процесу управління мережевими ресурсами на мережевому рівні. Були побудовані моделі процесу управління для різних типів мережевих ресурсів. На підставі аналізу різних моделей процесу управління мережевими ресурсами був зроблений висновок, що керованими параметрами є швидкість і вид модуляції, стан каналу зв'язку. Таким чином, управління таким канальним ресурсом як швидкість передачі еквівалентна управлінню часовими і частотними ресурсами. Всі ці параметри визначаються вищим рівнем.

**Ключові слова:** управління мережевими ресурсами, протокол X.25, модель процесу управління, канал зв'язку.

## DEVELOPMENT OF MATHEMATICAL MODELS OF CONTROL PROCESSES NETWORK RESOURCES AT THE NETWORK LEVEL

Yu. I. Losev, S. I. Shmatkov, K. M. Rukkas, Olotu Oluwatosin David

The paper developed the mathematical model of network resource control the network level. It was constructed process model management for any type of network resources. Based on the analysis of various models of management of network resources, it was concluded that the control parameters are the speed and the type of modulation, link status. Thus, the control channel resource such as a transmission rate equivalent to controlling the time and frequency resources. All of these parameters are determined by a higher level.

**Keywords:** control of network resources, X.25, model of management, the communication channel.