

Кібернетика та системний аналіз

УДК 621.395

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

Харьковский национальный университет имени В.Н. Каразина, Харьков

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ ИНФОРМАЦИОННОГО РЕСУРСА НА ГРАНИЦЕ ТРАНСПОРТНОЙ СЕТИ

В статье описана модель информационного ресурса на границе транспортной сети, которая позволяет выявить управляемые ресурсы и параметры, и определить их влияние на основные характеристики транспортной сети. Она позволяет оптимизировать длину всех полей кадра, учитывая влияния процесса синхронизации. Она уточняет решение задачи согласования информационной способности источников и пропускной способности транспортной сети.

Ключевые слова: транспортная сеть, математическая модель, управление перегрузками, доступ к сети.

Введение

Постановка задачи. Борьба с перегрузками остается достаточно актуальной сетевой задачей. С целью исключения возможности перегрузки входящий в транспортную сеть трафик должен проходить строгий контроль на приграничных узлах на предмет соответствия его интенсивности пропускной способности сети. В случае если интенсивность информационного потока, поступающего на приграничные узлы сети, превышает максимально допустимое значение, оговоренное в договоре об уровне сервиса, то это может привести к перегрузке сети [1].

Таким образом, в случае высокой загруженности сети обеспечить заданные значения показателей качества обслуживания необходимо согласование возможностей источников информации и пропускной способности транспортной сети.

Транспортная сеть является коллективным ресурсом. Для организации эффективного и справедливого распределения этого ресурса между пользователями необходимо соблюдение единых правил взаимодействия пользователей с сетью. Совокупность этих правил определяется процедурой доступа. Эти правила должны определять порядок управления информационным ресурсом, как на границе транспортной сети, так и внутри этой сети. Эти правила должны определять параметры передаваемых кадров (пакетов), принцип адресации и т.п. Для того, чтобы разумно использовать сетевые ресурсы (производительность, буферную память) необходимы дополнительные правила, оговаривающие условия, при которых пользователь получает доступ к сети. Эти условия зависят от объема, степени важности и срочности передаваемых данных, требуемой скорости передачи, статуса пользователя. Необходимы некоторые дополнительные процедуры, называются процедурами ограничения нагрузки.

Ограничение нагрузки должно осуществляться при низком уровне накладных расходов, быть приоритетным и справедливым.

Управление информационным ресурсом на этапе доступа заключается в обеспечении взаимодействия транспортной сети и источника информации. Основными задачами на этом уровне являются согласование пропускной способности сети (каналов связи) с информационной способностью источника, согласование структуры пакетов (кадров), обеспечение наилучших условий доступа (получение таких вероятностно-временных характеристик, как время доступа, и вероятность доступа).

При согласовании информационной способности транспортной сети и источников информации полагают, что используют цифровую сеть. Поскольку источниками могут выдавать сигнал в цифровом или аналоговом виде, возможны два варианта моделей и методов управления информационными ресурсами на этапе доступа. Один вариант предполагает, что источник выдает сигнал в аналоговом виде. При этом задается ширина спектра сигнала ΔF_m , $\Delta F = (f_n - f_b)$, максимальное значение передаваемого сигнала X_{max} или его динамический диапазон, точность измерений δ_x – среднеквадратичная ошибка измерений параметра x . Если источник выдает сигнал в цифровом виде, то известна длина выдаваемых сообщений с их периодичностью. Сначала предположим, что источник выдает сигналы в аналоговом виде. Модель структуры передаваемых в сети стандартных кадров может быть представлена выражением

$$\Phi, A, U, FCS, I, \Phi,$$

где Φ – поле синхронизации (флаг); A – поле адреса; U – поле управления и контроля; FCS , I – поля проверочных символов и информационных символов.

Длина полей A , U обычно стандартная. Длины полей Φ , FCS , I можно оптимизировать.

Таким образом, основными задачами, решаемыми при управлении информационным ресурсом на границе транспортной сети являются: определение (выбор) структуры передаваемых кадров, согласование информационных способностей источников информации и транспортной сети и обеспечение доступа сообщений в сеть.

Цель статьи. Поэтому, актуальной является задача разработки математической модели информационного ресурса на границе транспортной сети.

Анализ последних исследований и публикаций. В [1–5] описаны модели протоколов транспортных сетей. В [1–3, 6–9] проведен анализ структуры кадров передаваемых кадров для различных протоколов канального уровня, а также построены математические модели доступа к транспортной сети. В [8] приведена модель согласования источника информации с пропускной способностью канала передачи. Однако предложенные модели не учитывают особенности использования протоколов транспортных сетей.

Изложение основного материала

Для определения условий согласования пропускной способности сети с информационной способностью источника информации необходимо разработать математическую модель информационного ресурса на границе транспортной сети.

Скорость выдачи информации источником характеризуется его энтропией в секунду $H_t = V_{\max} \cdot H(x)$, где V_{\max} – скорость выдачи сообщений; $H(x)$ – энтропия сообщений. При согласовании с датчиком непрерывного сигнала V_{\max} равняется количеству отсчетов в секунду $F_d F_d$. В соответствии с теоремой Котельникова $F_d = 2 \cdot F_m$. Если спектр сигнала расположен в полосе частот $0 - F_m$. Если спектр сигнала занимает полосу $\Delta F = f_b - f_n$, то частота дискретизации равна

$$F_d = (2f_b + 2f_n)/3,$$

где f_b и f_n – верхнее и нижнее значение частоты спектра сигнала.

Если спектр сигнала узкополосный и имеет несущую частоту $f_{\text{нес}} \gg f_b$, то при квантовании в соответствии с теоремой Котельникова будут предъявлены необоснованно высокие требования к частоте квантования. Канал связи должен обеспечить передачу информации, поступающей от датчика, с наибольшей возможной скоростью.

Энтропия максимальная при взаимонезависимости и равновероятности возможных сообщений (уровней). При этом $H(X)_{\text{макс}} = \log N$, $H(X) = \log N$. Число сообщений $N = (X_{\text{макс}}/\Delta x + 1)$, где $X_{\text{макс}}$ – максимальное значение параметра; Δx – шаг кван-

тования. Тогда датчик непрерывного сигнала выдает информацию со скоростью:

$$H_t = \sum_{i=1}^M 2F_m \cdot \log \left(\frac{X_{\text{макс}_i}}{2\sqrt{3} \cdot \sigma_{x_i} \cdot \sqrt{K_{\text{КВ}}^2 - 1}} + 1 \right), \text{ или}$$

$$H_t = \sum_{i=1}^M \frac{2f_b + 2f_n}{3} \cdot \log \left(\frac{X_{\text{макс}_i}}{2\sqrt{3} \cdot \sigma_{x_i} \cdot \sqrt{K_{\text{КВ}}^2 - 1}} + 1 \right), \quad (1)$$

где M – число источников сигнала.

Число разрядов, необходимое для передачи i -го элементарного сообщения в двоичном коде m_i , определяется из выражения $2^{m_i} - 1 \geq X_{i \text{ макс}}/\Delta X_i$. Откуда после подстановки значения ΔX_i получаем

$$m_i \geq \log_2 \left(\frac{X_{i \text{ макс}}}{2\sqrt{3} \cdot \sigma_{x_i} \cdot \sqrt{K_{\text{КВ}}^2 - 1}} + 1 \right).$$

Это число разрядов определяет длину информационного поля кадра.

Необходимая скорость модуляции B должна быть не менее энтропии датчика H_t , а длительность единичного элемента T_c определяется выражением

$$T_c = \frac{1}{B} = \frac{1}{H_t}.$$

В реальных системах передачи информации необходимо учитывать избыточность γ , обусловленную передачей сигналов служебного назначения. При этом требуемая скорость модуляции и длительность передаваемых элементов составляют соответственно:

$$B \geq \sum_{i=1}^M \frac{H_t}{1-\gamma}; \quad T_c = \frac{1-\gamma}{H_t}. \quad (2)$$

Пропускная способность канала с помехами равна $C_{\Pi} = B[1 + p \log p + (1-p) \log(1-p)]$ и должна быть больше $\sum_{i=1}^M \frac{H_t}{1-\gamma}$. Тогда скорость модуляции в канале должна удовлетворять неравенству [6]

$$B \geq \sum_{i=1}^M H_t / ((1-\gamma)[1 + p \log p + (1-p) \log(1-p)]), \quad (3)$$

где p – вероятность искажения одного символа.

В том случае, когда оконечным устройством является датчик цифровых сигналов или ЭВМ, число разрядов для передачи элементарного сообщения M известно; известно также время между двумя моментами вывода информации T_{B_j} . Тогда при учете возможной избыточности γ длительность посылки можно определить из формулы:

$$T_{c_j} = (1-\gamma) \cdot T_{B_j} / m_j.$$

Если в результате расчетов окажется, что необходимая скорость модуляции превышает значение B' ,

обеспечиваемое предоставленным каналом связи, то передачу всего объема информации можно осуществить по нескольким каналам связи, число которых определяется соотношением $n_k = \lfloor V/V' \rfloor$, где $\lfloor V/V' \rfloor$ – целая часть числа V/V' , взятая с избытком.

Из выражений (1-5) видно, что средствами управления на этом этапе являются параметры:

$$T_{\text{д}} = \frac{M}{m_n} T_{\text{дл}} = \left(M + \frac{Mk_{\text{сл}}}{m_n} \right) \frac{1}{(1 - P_{\text{оо}} - P_{\text{пот}})P_{\text{КВ}}};$$

$$X_{\text{макс}}; \sigma_{x_i} \text{ и } \Delta F.$$

В современных сетях в случае высокой загрузки обеспечить требуемые значения показателей качества обслуживания невозможно без применения функций ограничения (Traffic Policing, TP) и выравнивания (Traffic Shaping, TS) интенсивности информационного потока, поступающего на вход транспортной сети. Указанные выше средства обеспечивают решение приведенных задач.

Важной задачей, решаемой на границе транспортной сети является согласование структуры и длительности всех полей передаваемых кадров с целью достижения наилучших условий его доставки. Такие условия должны обеспечивать минимальное время доставки. Время доставки кадра равно

$$T_{\text{д}} = \frac{m_k}{B},$$

где m_k – длительность кадра.

Таким образом, средством ограничения входного потока также является оптимизация длины полей передаваемых в сети кадров m_k (пакетов).

Определим методику оптимизации длины информационного поля кадра по минимуму времени доставки.

Обозначим длину передаваемого сообщения источником, информационная способность источника M_c информационных разрядов; длину информационного поля пакета m_n . К каждому пакету добавляется $k_{\text{сл}}$ служебных разрядов. Из передаваемого сообщения формируется $\frac{M_c}{m_n}$ пакетов.

Если время распространения сигнала в сравнении с длительностью пакета мало, то относительное время задержки одного пакета (относительно длительности одной посылки) определяется как

$$T_{\text{дл}} = (m_n + k_{\text{сл}}) \frac{1}{(1 - P_{\text{оо}} - P_{\text{пот}})P_{\text{КВ}}}. \quad (4)$$

где $P_{\text{оо}}$ – вероятность обнаружения кодом ошибки; $P_{\text{пот}}$ – вероятность потери пакета в транспортной сети; $P_{\text{КВ}}$ – вероятность правильного приема квитанции.

Время передачи всех M_c/m_n пакетов равно:

$$T_{\text{д}} = (m_n + k_{\text{сл}})(i-1) + \left(M + \frac{Mk_{\text{сл}}}{m_n} \right) \frac{1}{(1 - P_{\text{оо}} - P_{\text{пот}})P_{\text{КВ}}}.$$

Каждый пакет задерживается на центре коммутации минимум на время, равное длине этого пакета. Допустим, что пакет проходит $i-1$ центр коммутации. Поскольку пока один пакет задерживается на одном центре коммутации, а другой – на другом, задержка всех пакетов равная задержке одного пакета на всех $(i-1)$ центрах коммутации. Таким образом, относительное время доставки сообщения с учетом времени задержки на центре коммутации будет равно:

$$T_{\text{д}} = \frac{M}{m_n} T_{\text{дл}} = \left(M + \frac{Mk_{\text{сл}}}{m_n} \right) \frac{1}{(1 - P_{\text{оо}} - P_{\text{пот}})P_{\text{КВ}}}.$$

Величины $P_{\text{оо}}$ и $P_{\text{пот}}$ зависят от величины m_n и $k_{\text{сл}}$. Учитывая это можно построить график зависимости $T_{\text{д}}$ от m_n и по минимальному значению $T_{\text{д}}$ определить $m_{n\text{опт}}$.

Задача упрощается, если допустить, что ошибки возникают в основном групповые и вероятности $P_{\text{оо}}$, $P_{\text{пот}}$ слабо зависят от величины m_n . Тогда оптимальное значение m_n опт можно получить, решая уравнение:

$$\frac{dT_{\text{д}}}{dm_n} = 0.$$

Если подставить значение $T_{\text{д}}$, получим:

$$\frac{dT_{\text{д}}}{dm_n} = (i-1) - \frac{Mk_{\text{сл}}}{m_n^2} \frac{1}{(1 - P_{\text{оо}} - P_{\text{пот}})P_{\text{КВ}}} = 0.$$

Из этого выражения получим:

$$m_{n\text{опт}} = \sqrt{\frac{Mk_{\text{сл}}}{(1 - P_{\text{оо}} - P_{\text{пот}})P_{\text{КВ}}(i-1)}}.$$

Таким образом, с увеличением M и $k_{\text{сл}}$, длина пакета должна увеличиваться. При росте i длина пакета должна уменьшаться.

При выборе длины пакета в информационных сетях необходимо, кроме того, учитывать следующую особенность. С увеличением нагрузки сети время задержки пакетов в центрах коммутации растет. Такой рост времени задержки зависит от длины пакета. Более длинные пакеты задерживаются на большее время. В результате длинные пакеты будут накапливать сзади себя короткие. Таким образом, при большой нагрузке сети длину кадра желательно уменьшать. Это можно обеспечить путем уменьшения $k_{\text{сл}}$.

Служебными разрядами являются флаги, управляющие символы. Как показано в [2] вероятность ложного выделения флага в информационной последовательности равна $1/2^{K_{\text{ф}}}$, где $K_{\text{ф}}$ – длина поля флага. Из этого соотношения видно, что для уменьшения вероятности ложной синхронизации величина $K_{\text{ф}}$ должна быть по возможности больше.

Наличие двух флагов приводит к увеличению избыточности сообщений. Кроме этого при осуществлении процедуры «вставки-исключения бита» ("ВИБ") также добавляются избыточные символы.

Определим методику выбора длины флага с позиции уменьшения избыточности. Обычно вставка бита будет тогда, когда в последовательности символов $K_\Phi - 2$ разрядов совпадут со структурой флага.

Вероятность появления такой структуры равная $\frac{1}{2^{K_\Phi - 2}}$. Тогда избыточность за счет введения флага и процедуры «ВИБ» может быть записана в виде:

$$r_1 = 2k_\Phi + \frac{1}{2^{k_\Phi - 2}}(m_n - k_\Phi + 1).$$

Когда увеличим длину флага на 1, то получим:

$$r_2 = 2(k_\Phi + 1) + \frac{1}{2^{k_\Phi - 1}}(m_n - k_\Phi)$$

Если при длине флага k_Φ избыточность была минимальна, то справедливое неравенство:

$$2k_\Phi + \frac{1}{2^{k_\Phi - 2}}(m_n - k_\Phi + 1) \leq 2(k_\Phi + 1) + \frac{1}{2^{k_\Phi - 1}}(m_n - k_\Phi).$$

Решая это неравенство необходимо определить величину k_Φ . Целью упрощения допустим $m_n \gg k_\Phi$. В результате получим неравенство:

$$\frac{m_n}{2^{k_\Phi - 2}} \leq 2 + \frac{m_n}{2^{k_\Phi - 1}}, \text{ откуда } \frac{m_n}{2^{k_\Phi - 2}} < 2.$$

В результате $k_\Phi \geq \log_2 m_n + 1$.

Количество разрядов в поле FSC определяется по формуле:

$$k \leq \sum_{i=0}^{t_0/2} C_{m_n}^i,$$

где $C_{m_n}^i$ – число сочетаний из m_n ;

t_0 – кратность обнаруживаемой ошибки.

Обычно при обнаружении ошибок должно быть обеспечено 100% обнаружения однократных и двукратных ошибок, т.е. $t_j = 2$. Тогда получим $k \geq \log_2(m_n + 1)$.

Выражения (1) – (4) представляют математическую модель информационного ресурса на границе транспортной сети. Указанные методы несколько уменьшают информационную нагрузку на сеть.

Наиболее простой механизм ограничения интенсивности трафика в случае нарушения договора по качеству обслуживания (SLA) отбрасывает пакет или маркирует его со снижением приоритета. Отбрасывание некоторых пакетов снижает интенсивность трафика и приводит его параметры к значениям, указанных в договоре. Маркировка пакетов без отбрасывания необходима для того, чтобы пакеты

все-таки были обслужены, но со сниженным качеством. В тоже время в соответствии с механизмом TS интенсивность пульсирующего трафика выравнивается до согласованной скорости передачи информации путём постановки в очередь (буферизации) пакетов, интенсивность передачи которых превысила среднее значение. Буферизованные пакеты передаются по мере накопления достаточного числа маркеров. Передача поставленных в очередь пакетов планируется механизмом обслуживания очередей, например, взвешенным механизмом справедливого обслуживания очередей – WFQ.

Как показал проведённый анализ [1 – 9], существующие средства управления трафиком на этапе доступа в транспортную сеть, обладают существенными недостатками. Так, средства ограничения и выравнивания интенсивности поступающего в сеть трафика носят распределённый характер, основываясь на информации о средней скорости поступления пакетов сеть, заявленной в договоре SLA. Ещё одним недостатком механизмов TS и TP является то, что они не согласованы с работой других средств управления трафиком, таких как маршрутизация и резервирование ресурсов. Это значительно снижает функциональность механизмов TS и TP и существенно ограничивает область их применения в транспортных сет.

На эффективность управления информационным ресурсом на границе транспортной сети большое влияние оказывает применяемый метод доступа. В настоящее время находят применение ряд методов доступа. Наибольшее применение в цифровых сетях с интеграцией служб находит случайный метод с контролем несущей.

При использовании данного метода каждый абонент контролирует активность других путем «прослушивания» линии связи. Абонент будет пытаться войти в сеть только в том случае, если другие абоненты в сети не работают. Конфликт в данном случае также возможен, так как абоненты находятся на определенном расстоянии друг от друга. Если конфликт обнаружен, то абоненты прекращают выдачу своих сигналов. Проверка канала осуществляется в течение промежутка времени, равного времени распространения сигнала между абонентами (t_p). Для обнаружения конфликта требуется ($2 t_p$).

Тогда выражение для оценки среднего времени доступа

$$\begin{aligned} T_{\text{ср.д}} &= T_3 \cdot \left[1 + \frac{t_p}{T_3} + \frac{2 \cdot t_p}{T_3} \cdot \frac{P_K}{1 - P_K} \right] = \\ &= T_3 \cdot \left[1 + \alpha \left(1 + 2 \cdot \frac{P_K}{1 - P_K} \right) \right]. \end{aligned}$$

При биномиальном законе появления заявок вероятность отсутствия конфликта равна вероятно-

сти появления только одной заявки. Пусть вероятность появления заявки от каждого абонента равна P . Известно при принятом условии вероятность появления заявок от 1 абонентов равна

$$P_1 = C_N^1 \cdot P^1 \cdot (1-P)^{N-1},$$

где N – число пользователей.

Тогда вероятность отсутствия конфликта (P_0) будет равна

$$P_y = N \cdot P \cdot (1-P)^{N-1}. \quad (5)$$

Если взять производную этого выражения и приравнять ее нулю, то можно определить значение P , при котором достигается максимальное значение P_0 :

$$P = 1/N.$$

Тогда $P_{y_{\max}} = (1-1/N)^{N-1}.$

При $N \gg 1$ это значение равно.

$$P_{y_{\max}} = \lim_{N \rightarrow \infty} (1-1/N)^{N-1} = e^{-1} = 1 - P_k. \quad (6)$$

В результате выражение для получения среднего времени доступа преобразуется к виду

$$T_{ср.д} = T_3 \cdot [1 + \alpha(1 + 2e)]. \quad (7)$$

Относительная скорость передачи заявок равна

$$C = 1/(1 + \alpha(1 + 2e)),$$

где $\alpha = t_p/T_3$.

Из полученных выражений видно, что при $t_p \ll T_3$ скорость передачи заявок будет близка к 1 , т.е. близка к максимальному значению.

Сравнение данного метода с другими методами случайного доступа показывает, что метод доступа с проверкой несущей может иметь значительно лучшие характеристики, чем ALOHA и синхронная ALOHA. Однако данный метод несколько сложнее в реализации. Несмотря на это там, где имеется возможность контроля работы в канале других абонентов следует рекомендовать метод доступа с контролем несущей.

Необходимое условие успешной работы сети при использовании данного метода является четкое обнаружение конфликта. Если какой-либо пользователь не обнаружит конфликта, то его кадр пройдет с искажением. Это искажение будет обнаружено на более высоких уровнях стандартной модели OSI. Будет организовано повторение этого кадра на что будет затрачено достаточно много времени. Для наилучшего распознавания конфликта необходимо, чтобы минимальная длительность кадра (T_{\min}) была больше удвоенного времени распространения сигнала до самого удаленного абонента

$$T_{\min} \geq 2 \cdot t_p;$$

$$T_{\min} > 2D_{\max}/c.$$

Описанный метод доступа находит применение в сетях Ethernet и ISDN.

Повышение пропускной способности рассмотренного метода можно обеспечить путем предусмотрения этапов обнаружения и разрешения возникающего конфликта. При разрешении конфликта реализуется правило обслуживания заявок с очередью. Наибольшее применение при таком обслуживании находит дисциплина «первым пришел – первым обслужился».

Для надежного распознавания конфликта (коллизии) должно выполняться соотношение:

$$T_{\min} \geq 2 * T_p,$$

где T_{\min} – время передачи кадра минимальной длины, а – время, за которое сигнал успевает распространиться до самого дальнего узла сети. Так как в худшем случае сигнал должен пройти дважды между наиболее удаленными друг от друга станциями сети (в одну сторону проходит неискаженный сигнал, а на обратном пути распространяется уже искаженный сигнал), то это время называется временем двойного оборота.

При выполнении этого условия передающая станция должна успевать обнаружить конфликт, которой вызвал переданный ее кадр, еще до того, как она закончит передачу этого кадра.

Выполнение этого условия зависит, с одной стороны, от длины минимального кадра и пропускной способности сети.

Оценим эффективность метода доступа. Предположим, что доступ в сеть будет после j интервалов попытки. Интервал доступа равен $2 \cdot T_p$.

Среднее число интервалов доступа равно

$$M_{ср} = \sum j \cdot (1 - P_{ок})^j \cdot P_{ок},$$

где $P_{ок}$ – вероятность обнаружения конфликта, равная $P_{ок} = 1 - P_{дост}$.

Для определения $M_{ср}$ проделаем преобразования:

$$\begin{aligned} M_{ср} &= (1 - P_{ок}) \cdot \sum_{j=0}^{\infty} j \cdot P_{ок}^{j-1} = (1 - P_{ок}) \cdot \sum_{j=0}^{\infty} \frac{dP_{ок}^j}{dP_{ок}} = \\ &= (1 - P_{ок}) \cdot \frac{d}{dP_{ок}} \cdot \sum_{j=0}^{\infty} P_{ок}^j = (1 - P_{ок}) \cdot \frac{d}{dP_{ок}} \cdot \frac{1}{1 - P_{ок}} = \\ &= (1 - P_{ок}) \cdot \frac{1}{(1 - P_{ок})^2} = \frac{1}{1 - P_{ок}} = \frac{1}{P_{дост}} \text{ (интервалов)}. \end{aligned}$$

Следовательно, среднее время доступа будет равно

$$T_{ср} = 2 \cdot T_p \cdot \frac{1}{P_{дост}} = 2 \cdot T_p \cdot e \text{ при } P_{дост} = \frac{1}{e}.$$

Как показано выше, для надежного распознавания коллизий необходимо выполнения условия

$$T_{\min} \geq 2 * T_p,$$

где T_{\min} – минимальная длина кадра; T_p – время распространения сигнала.

Эффективность канала доступа (относительное время передачи заявки) будет равна:

$$\Theta_d = T_3 / (T_3 + 2 \cdot T_p \cdot e). \quad (8)$$

Здесь T_3 – длительность заявки.

Если передаваемый кадр содержит m разрядов, а скорость передачи равна V , то

$$T_{cp} = m / V,$$

$$a \quad \Theta_d = 1 / (1 + 2 \cdot T_p \cdot e \cdot V / m). \quad (9)$$

Поскольку $T_p = L / c$, где L – длина линии передачи; c – скорость распространения сигнала, получим:

$$\Theta_d = 1 / (1 + 2 \cdot L \cdot e \cdot V / (c \cdot m)). \quad (10)$$

Из этих выражений видно, что увеличение скорости передачи V и длины линии L уменьшает эффективность при заданном размере кадра. Таким образом, управляемыми средствами при доступе являются вероятность появления заявки от пользователя, скорость передачи на этапе доступа. Так, например, увеличение L можно компенсировать уменьшением V и наоборот. В результате для повышения эффективности доступа предлагается применять комплексный метод, состоящий из элементов случайного и управляемого доступа. Получила дальнейшее развитие математическая модель процесса доступа в сеть.

Выводы

В статье разработана математическая модель информационного ресурса на границе транспортной сети, которая позволяет выявить управляемые ресурсы и параметры, и определить их влияние на основные характеристики транспортной сети. Она позволяет оптимизировать длину всех полей кадра, учитывая влияния процесса синхронизации с выполнением процедуры ВИБ. Она уточняет решение задачи согласования информационной способности источников и пропускной способности транспортной сети, как при использовании широкополосных

сигналов, так и при использовании узкополосных сигналов со спектром на несущей частоте большей чем верхняя частота спектра ($f_n > f_B$).

Показано, что управляемыми средствами при доступе являются вероятность появления заявки от пользователя, скорость передачи на этапе доступа. Так, например, увеличение L можно компенсировать уменьшением V и наоборот. В результате для повышения эффективности доступа предлагается применять комплексный метод, состоящий из элементов случайного и управляемого доступа. Таким образом, получила дальнейшее развитие математическая модель процесса доступа в сеть.

Список литературы

1. Берсекас Д. Сети передачи данных / Д. Берсекас, Р. Галлагер – М.: Мир, 1989. – 544 с. ил.
2. Динамическое управление в сетях с коммутацией пакетов / Ю.И. Лосев и др. – К.: Техника, 1994.
3. ГОСТ 25873-83. Процедуры управления звеном передачи данных. Структура кадра. – Введ. с 01.01.85. – М.: Изд-во стандартов, 1983.
4. Шварц М. Сети связи: протоколы, моделирование и анализ. В 2 ч., Ч. 1: пер. с англ. – М.: Наука, Гл. ред. физмат. лит, 1992. – 336 с.
5. Григорьев В.А. Сети и системы радиодоступа / В.А. Григорьев, О.И. Лагузенко, 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 // Системы обработки информации. – Х.: ХУПС. – Вып. 1 (68). – 2008. – С. 43-47.
8. Лосев Ю.И. Основи теорії інформації / Ю.И. Лосев, С.І. Шматков: навч. посіб. – Х.: ХНУ імені В.Н. Каразіна, 2009. – 126 с.
9. Лосев Ю.И. Комп'ютерні мережі / Ю.И. Лосев, К.М. Руккас, С.І. Шматков: навч. посіб. – Х.: ХНУ імені В.Н. Каразіна, 2013. – 245 с.

Поступила в редколлегию 19.05.2015

Рецензент: д-р техн. наук, проф. И.В. Рубан, Харьковский университет Воздушных Сил им. И. Кожедуба, Харьков.

МАТЕМАТИЧНА МОДЕЛЬ ІНФОРМАЦІЙНОГО РЕСУРСУ НА КОРДОНІ ТРАНСПОРТНОЇ МЕРЕЖІ

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

У статті розробляється модель інформаційного ресурсу на кордоні транспортної мережі, яка дозволяє виявити керувані ресурси і параметри, і визначити їх вплив на основні характеристики транспортної мережі. Вона дозволяє оптимізувати довжину всіх полів кадру, враховуючи вплив процесу синхронізації. Вона уточнює рішення задачі узгодження інформаційної спроможності джерела і пропускної здатності транспортної мережі.

Ключові слова: транспортна мережа, математична модель, управління перевантаженнями, доступ до мережі.

MATHEMATICAL MODEL OF INFORMATION RESOURCES BORDER TRANSPORT NETWORK

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

The paper develops a model of an information resource on the border of the transport network, which allows you to identify the managed resources and parameters and to determine their impact on the main characteristics of the transport network. It allows to optimize the length of each field of the frame, taking into account the influence of the synchronization process. It refines the solution of the negotiation capacity of information sources and the capacity of the transport network.

Keywords: transport network, mathematical model, congestion management, network access.