

А.В. Головки, В.Т. Калайда

ПРОТОКОЛ НИЖНЕГО КАНАЛЬНОГО УРОВНЯ ДЛЯ ЛОКАЛЬНОЙ СЕТИ ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНЫХ УСТАНОВОК ОПТИКО-МЕТЕОРОЛОГИЧЕСКОГО ПРОФИЛЯ

Для локальной сети экспериментальных установок оптико-метеорологического профиля предлагается простой и эффективный протокол нижнего канального уровня. В основу этого протокола, относящегося к классу протоколов интервально-маркерного доступа, положено оптимальное использование станциями информации о топологии сети, получаемой ими автоматически.

Задачи исследования распространения оптического излучения в атмосфере характеризуются потребностью в обработке больших объемов априорной информации об оптико-метеорологических параметрах. Естественно, что в этих условиях каждая экспериментальная установка должна содержать свой, довольно мощный процессор для целей обработки априорной информации и результатов измерений.

Другой особенностью атмосферно-оптических исследований является тот факт, что качественно новые результаты можно ожидать при комплексном эксперименте, когда исследования одновременно проводятся на нескольких экспериментальных установках [1]. Современной технической базой подобного интегрального научного метода являются многомашинные комплексы, информационный обмен в которых осуществляется средствами локальной сети [2].

Современные локальные сети представляют собой один общий канал передачи с присоединенными к нему посредством станций абонентскими системами (АС), обменивающимися в процессе работы информацией, компонуемой в виде пакетов. Причем в каждый момент времени канал локальной сети может быть занят полезной передачей лишь одного пакета, т. е. он является устройством коллективного пользования, которое АС должны разделять между собой в условиях стохастического характера информационных потоков. Подобный процесс разделения общего канала между АС, называемый множественным доступом, регламентируется посредством специальных алгоритмов — протоколов доступа [2]. Уровень протоколов доступа и тип используемой среды передачи в совокупности существенным образом определяют эксплуатационные характеристики сети.

Что касается среды передачи, то в современных сетях применяются в основном две ее разновидности: циклическое кольцо и моноканал [2]. Причем наибольшее распространение получил моноканал (сети Ethernet, Hyperchannel, АТРА [2] и др.), имеющий гораздо меньше эксплуатационных недостатков, нежели циклическое кольцо. Во-первых, он более надежен. Во-вторых, не требует сложных процедур инициализации сети. В-третьих, обладает богатыми топологическими возможностями (магистраль, дерево, кольцо, звезда [2]). И наконец, логика такой среды позволяет реализовать самые разнообразные протоколы доступа, что обеспечивает гибкое ее применение в сетях с практически любыми характеристиками. В силу указанных обстоятельств, по нашему мнению, в сети, ориентированной на поддержку комплексного оптико-метеорологического эксперимента, желательно применять моноканал.

Возможная топология сети подобного профиля схематически приведена на рис. 1. Совокупность ее АС включает следующие устройства: крупные ЭВМ; группы терминалов (Т); сервисные устройства общего пользования (СУОП) (графопостроители, принтеры и т.д.), базы экспериментальной информации (БЭИ), содержащие метеоданные, параметры спектральных линий поглощения атмосферных газов и т.д.; экспериментальные установки (ЭУ) (лидар, лазерный спектрометр и ряд других приборов) с примыкающими к ним микро- и мини-ЭВМ. При этом информационные потоки в такой сети в основном обусловлены работой экспериментальных установок.

В настоящее время известно несколько типов доступа в моноканал [2]. При этом каждый из них имеет сферу оптимального приложения и сферу, где он не эффективен. Применительно к сети, ориентированной на информационную поддержку комплексного эксперимента, в наибольшей степени приемлемы детерминированные механизмы множественного доступа. Объясняется это тем, что экспериментальные установки зачастую работают в режиме адаптивного атмосферно-оптического эксперимента, осуществляющего обратную связь в реальном времени [13]. Это обстоятельство накладывает на протокол доступа одно важное требование — обеспечение некоторого гарантированного порога времени ответа сети. Подобному требованию удовлетворяют лишь методы детерминированного доступа.

Перспективным классом детерминированного доступа является метод интервально-маркерного доступа (ИМД) (за рубежом известный как implicit-token DAMA schemes) [5, 6]. В отличие от обычной маркерной схемы [3], при этом методе станции сети определяют право доступа без использования

физического маркера — посредством специальной изначально задаваемой функции задержки, что заметно снижает издержки доступа и упрощает процедуры инициализации сети.

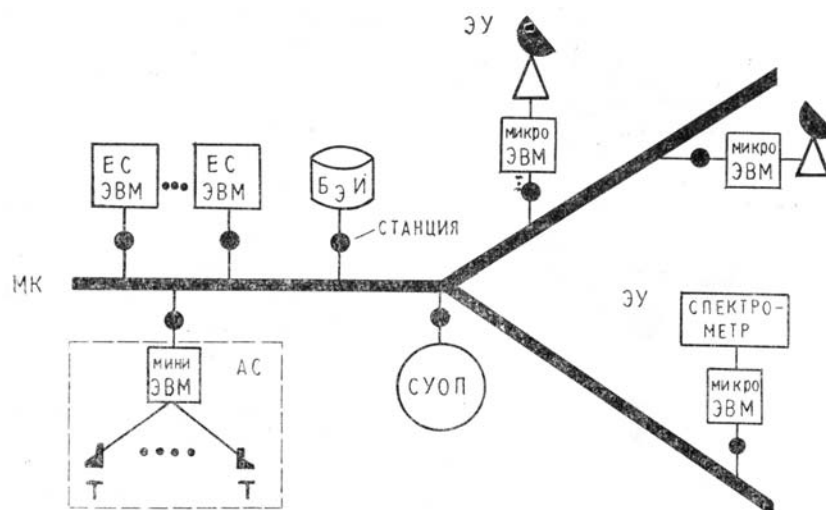


Рис. 1. Пример топологии локальной сети оптико-метеорологического профиля

В наиболее простом варианте ИМД — протоколе BRAM [7] — функция задержки не включает каких-либо величин, отражающих характер конфигурации станций сети. Но подобная простота оборачивается тем, что масштаб накладных расходов времени, сопутствующих процессу передачи права доступа, во многом задается величиной $a = 2\tau$ (τ — время распространения сигнала между двумя наиболее удаленными друг от друга станциями сети), принимающей обычно довольно большие значения. В силу этого такой ИМД не эффективен в протяженных сетях с большой популяцией станций.

Существенно лучшие характеристики для ИМД можно получить, если станции логически упорядочить в соответствии с их физическим размещением (протоколы VID [8], L-Expressnet [9] и другие). Однако такой подход не универсален, ибо распространяется на МК лишь магистральной топологии и не позволяет произвольно выбирать структуру логического кольца.

Для канала же произвольной топологии, причем в рамках произвольно задаваемой очередности доступа станций, эффективный ИМД можно получить, если использовать информацию о взаимном расположении станций относительно друг друга, выражаемую в единицах времени, требуемого сигнала для покрытия расстояния по каналу между ними. Но недостатком известных реализаций [10, 11] такого подхода является то, что в них предполагается наличие некоего субъекта (администратора сети), который бы заранее определял эту информацию, например, путем измерения попарных расстояний по кабелю между станциями с дальнейшим пересчетом [12], и вводил ее в память всех станций (подобную работу необходимо проделывать всякий раз с подключением к сети новой станции).

В этой связи далее предлагается протокол, лишенный этого недостатка. В его основу положено использование станциями при генерировании задержек косвенной информации о их взаимном расположении, получаемой ими автоматически в процессе самого доступа. Протокол приемлем для канала любой топологии и не навязывает никаких ограничений на выбор логического кольца станций.

Согласно логике протокола в канале иногда могут происходить столкновения передач. Для обработки подобных событий в протоколе используется известный механизм МДКН/ОК [2], в соответствии с которым станция, обнаружившая факт искажения своего пакета, прекращает его передачу. Дополнительно предполагается, что каждая станция в состоянии отслеживать все столкновения в канале, не зависимо от того, является или не является она их участником. Далее, для реализации протокола необходимо на множестве всех M , зарегистрированных в сети станций, изначально задать логическое кольцо $S = \{1, 2, \dots, s, \dots, M, 1\}$ (будем его называть статическим), где s — статический адрес станции. Согласно протоколу, каждая станция сети, как только перейдет в активное состояние (начнет работу с сетью), поначалу действует по алгоритму стандартного метода МДКН/ОК. Если при этом в сети имеются другие активные станции, то в конце концов произойдет столкновение. Данное столкновение инициирует процедуру реконфигурации системы (рис. 2), в соответствии с которой каждая активная станция, обнаружив столкновение в канале, начинает работать по схеме BRAM на кольце S . То есть станция постоянно следит за каналом и при его освобождении фиксирует адрес станции, закончившей передачу. После освобождения канала станцией i станция j подсчитывает распределительную задержку $H_j(i)$ по формуле

$$H_j(i) = (a + \Delta) [(j - i + M - 1) \bmod M],$$

где Δ — максимальное время реакции станций на появление и исчезновение несущей. Станция потенциально может начать передачу по прошествии этой задержки. Если за время $H_j(i)$ в канале появится очередная передача, то станция j с учетом нового адреса передающей станции подсчитывает новую распределительную задержку.

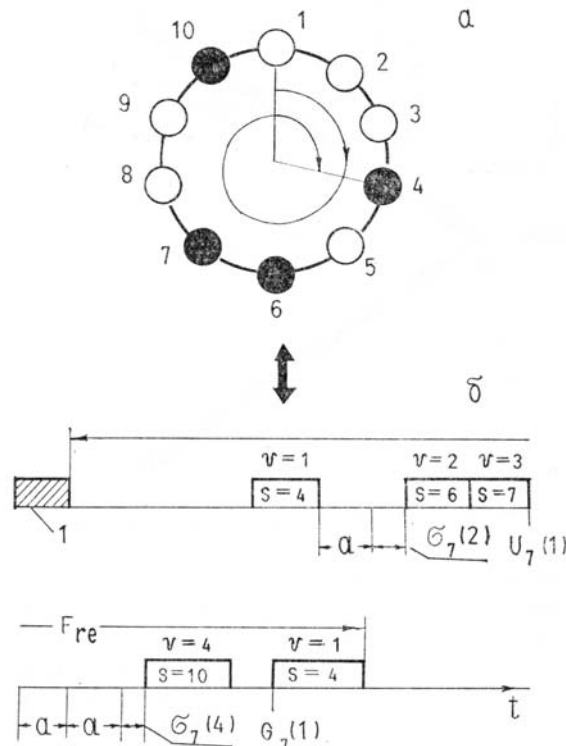


Рис. 2. Процедура реконфигурации системы: a — статическое кольцо системы, $M = 10$; 3 — неактивная станция; 4 — активная станция; b — период реконфигурации (F_{re}) по часам станции со статическим адресом 7 ; t — столкновение

По такой схеме осуществляется один полный обход кольца S . Движение маркера начинается со станции 1. При этом все активные станции, когда приходит их очередь доступа, передают пакет: если имеется информация для передачи — пакет с информацией; если нет информации для передачи, то пустой пакет, содержащий лишь один заголовок. На основании очередности передач в периоде реконфигурации всем активным станциям присваиваются виртуальные адреса (v), т.е. если некоторая станция с $s = j$ передала j -й, то $v_j = i$. Все станции с $v \neq 1$ в периоде реконфигурации передают лишь по разу. Станция же с $v = 1$ передает дважды и второй ее передачей заканчивается обход кольца S и соответственно период реконфигурации.

На протяжении периода реконфигурации каждая активная станция (пусть это будет станция j) последовательно фиксирует совокупность моментов времени $\{U_j(1), G_j(2), U_j(2), \dots, U_j(N), G_j(1)\}$, где $G_j(i)$, $U_j(i)$ — моменты времени, соответствующие началу и окончанию передачи в канале станцией с $v = i$; N — количество активных станций в сети (рис. 2). На основании этой совокупности станция рассчитывает вектор $\{\sigma_j(i)\}$ ($i = \overline{1, N}$) по формуле

$$\sigma_j(i) = \begin{cases} G_j(i) - U_j(i-1) - (a + \Delta)(s_i - s_{i-1} - 1), & i > 1 \\ G_j(i) - U_j(N) - (a + \Delta)(s_1 + M - s_N - 1), & i = 1, \end{cases}$$

где S_i — статический адрес станции с $v = i$. Используя этот вектор, станция далее определяет распределительные задержки $H_j(i)$ ($i = \overline{1, N}$) по формуле

$$H_j(i) = \begin{cases} \sum_{k=i+1}^{j-1} [\sigma_j(k) + \Delta_1], & j > i, \\ \sum_{k=i+1}^N [\sigma_j(k) + \Delta_1] + \sum_{k=1}^i [\sigma_j(k) + \Delta_1], & j \leq i, \end{cases} \quad (1)$$

где Δ_1 — фиксированная задержка, являющаяся параметром протокола, и заносит их в первые N ячеек специального буфера емкости M .

После того как период реконфигурации окончится, система переходит в основной режим работы (см. рис. 3, являющийся продолжением рис. 2). Этот режим представляет собой ИМД на кольце $V = \{1, 2, \dots, v, \dots, N, 1\}$ виртуальных адресов N активных станций с оптимизированным механизмом передачи полномочия. Обход кольца начинается со станции 2. Перемещение маркера по кольцу определяется следующей логикой действий станций.

Зафиксировав освобождение канала от передачи станции I (момент времени $U_j(i)$), станция j , до тех пор пока не начнется очередная передача в канале, считает себя вправе передавать в моменты времени

$$T_j(i, m) = U_j(i) + H_j(i) + mH_j(j), m = 0, 1, 2, \dots$$

После появления и исчезновения в канале очередной передачи станция j , с учетом нового зафиксированного ею виртуального адреса (возможно, собственного), генерирует новую последовательность $\{T_j(k, m)\}$.

Основной режим работы системы оканчивается с обнаружением очередного столкновения в канале.

Приступим к анализу предложенного протокола. Для этого рассмотрим отдельно основной режим работы системы. Причем, как в [10], предположим, что время реакции станций равно нулю. В этом случае нет необходимости в параметре Δ_1 в выражении (1), поэтому мы его далее опускаем. Рассмотрим фигурирующие в этом выражении величины $\sigma_j(k)$. Чтобы представить эти величины в требуемом для наших целей свете, проиграем следующий сценарий действий трех станций с виртуальными адресами — $k-1, k, j$, где k и j выбраны произвольно.

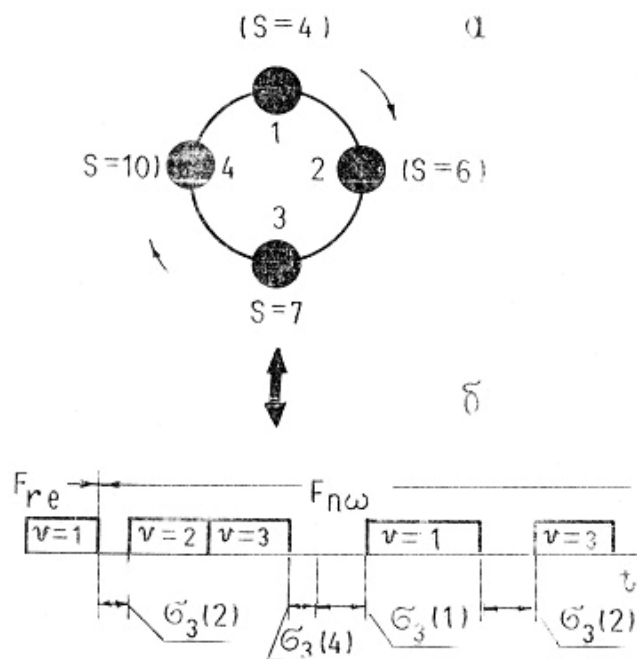


Рис. 3. Основной режим работы системы: a — логическое кольцо активных станций, $N=4$; b — период основного режима работы системы (F_{no}) по часам станции с виртуальным адресом 3

Пусть станция $k-1$ передала пакет (рис. 4). Станция k , как только обнаружила окончание передачи станцией $k-1$, передала свой пакет. Станция j наблюдала за каналом и измерила интервал времени между окончанием передачи станцией $k-1$ и началом передачи станцией k . Очевидно (сравните рис. 4, a и $4, b$), что в результате измерений она получит искомую величину $\sigma_j(k)$.

Далее, перейдем из «системы отсчета» станции j в некоторую абсолютную систему отсчета и оценим в последней эту величину. Пусть $U(k-1)$ — момент окончания передачи станцией $k-1$. Станция j обнаружит это событие в момент времени $U_j(k-1) = U(k-1) + \tau_{k-1j}$ (τ_{ml} — время распространения сигнала между станциями m и l), а станция k соответственно в момент $U_k(k-1) = U(k-1) + \tau_{k-1k}$. Передачу станции k , начатую в момент $U_k(k-1)$, станция j зафиксирует в момент времени $G_j(k) = U_k(k-1) + \tau_{kj}$. Так как по определению $\sigma_j(k) = G_j(k) - U_j(k-1)$, то имеем следующее выражение:

$$\sigma_j(k) = \tau_{k-1k} + \tau_{kj} - \tau_{k-1j}.$$

С учетом последнего задержки (1) примет вид (ограничимся в целях лаконичности случаем $i < j$)

$$H_j(i) = \sum_{k=i+1}^{j-1} (\tau_{k-1k} - \tau_{ij}), \quad j > i. \quad (2)$$

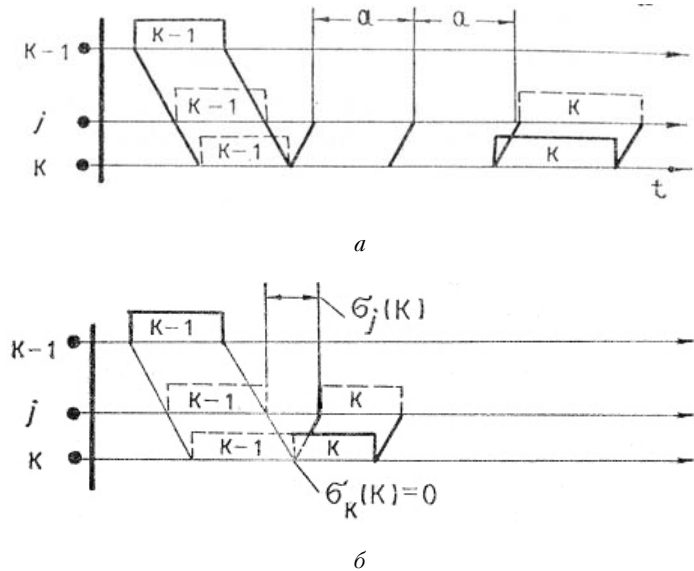


Рис. 4. Пространственно-временная диаграмма процессов в канале, $s_k = s_{k-1} + 3$: *a* — период реконфигурации системы; *б* — основной режим работы системы

Простым путем можно показать, что из выражения (2) следует известное [11] (с точностью до обозначений и нумерации станций) выражение

$$H_j(i) = \sum_{k=i+1}^{j-1} (\tau_{k-1k} + \tau_{ik-1} - \tau_{ik}), \quad j > i.$$

Последнее выражение можно представить в рекуррентном виде:

$$H_{i+1}(i) = 0; \quad H_j(i) = H_{j-1}(i) + \tau_{ij-1} + \tau_{j-1j} - \tau_{ij}, \quad j \neq 1.$$

А это как раз та распределительная задержка, которая используется в протоколе SOSAM [10]. Уникальность этой задержки заключается в том, что она является оптимальной для схем интервально-маркерного доступа.

Итак, мы показали, что процесс циркуляции маркера по кольцу, соответствующий задержке (2), идентичен (в рамках сделанного предложения о реакции станций) подобному процессу на том же кольце при SOSAM. Это обстоятельство означает, что протокол в основном режиме работы функционирует так, словно всем станциям изначально известна топология сети, задаваемая матрицей $\{\tau_{ij}\}$, и они эту информацию оптимально используют для реализации своей ИМД схемы.

Обнаруженная идентичность процессов передачи маркера в предлагаемом протоколе и в SOSAM не влечет, однако, тождественности характеристик этих протоколов в целом. Существенная разница между ними состоит в том, что в SOSAM логическое кольцо в процессе работы системы не меняет своей конфигурации и в него постоянно входят все станции сети, как активные, так и неактивные (последние — как ненужный балласт). Очевидно, что в силу указанного различия предлагаемый протокол эффективнее протокола SOSAM, в свою очередь являющегося, как показано его авторами [10], высокоэффективной схемой коллективного использования канала.

При этом предлагаемый протокол более практичен в реализации, так как полностью исключает человеческий фактор при снабжении станций информацией о топологии сети: всю необходимую информацию станции получают сами.

Выясним далее характер устойчивости в данном протоколе логического кольца V . В принципе — это кольцо внутренне не устойчиво. Всегда существует ненулевая вероятность его распада, т.е. столкновения передач станций по причине наложения их времен доступа. Обусловлено это тем, что время реакции станций не может быть у всех абсолютно одинаковым.

Но хотя данная тенденция к неустойчивости и существует, она может себя проявить лишь при таких обстоятельствах, когда потери из-за нее не могут иметь существенного значения. Действительно, единственной причиной, которая может побудить кольцо к распаду, является низкий уровень интенсивности трафика в сети. Именно только в такой ситуации — соответствующей долгим непрерывным простоям канала — станции в течение длительных периодов времени могут непрерывно и автономно аккумулировать значения своих таймеров и в силу различия шага $H_j(i)$ нарушать изначальную последовательность $\{T_1(k, 0), T_2(k, 0), \dots, T_N(k, 0)\}$ (k — некоторый произвольный адрес) моментов доступа (отметим, что физический смысл параметра Δ_1 заключается в «растяжении» указанной последовательности). Причем для разрушения кольца необходимо, чтобы после этого долгого простоя канала передачу начали в интервале уязвимости сразу, как минимум, две станции, что является не характерным, маловероятным для малой нагрузки событием. Передача же одной станции ликвидирует назревшую ситуацию, ибо таймеры обнуляются и станции синхронизируются.

Таким образом, разрушение кольца V уже само по себе маловероятное событие. Более того, издержки от такого события, в силу порождения его малой нагрузкой в сети, не являются заметными по причине отсутствия в такой ситуации дефицита канального времени. И наконец, говоря о накладных расходах, обусловленных неустойчивостью кольца активных станций, надо иметь в виду, что распад этого кольца приводит всего лишь к процедуре реконфигурации, которая является вполне полноценным режимом разделения канала, сравнимым по эффективности со схемой BRAM.

В свете сказанного, в частности, можно утверждать, что настройка параметра протокола Δ_1 не является особо сложной проблемой. Для этого параметра рекомендуем простой выбор $\Delta_1 = \Delta$.

И в заключение — о надежности протокола. Как известно, большинство отклонений в работе станций сети в конечном итоге приводит к столкновениям передач. А так как в протоколе предусмотрена непротиворечивая процедура обработки подобных ситуаций, то, следовательно, от него можно ожидать высокой надежности функционирования. По этому показателю протокол стоит, по нашему мнению, на одном уровне с методами случайного доступа.

1. Зуев В.Е., Калайда В.Т., Громаков Е.И., Яковлев Н.Е. — Материалы VIII Всесоюзного симпозиума по распространению лазерного излучения в атмосфере. Томск, 1985, с. 335—341.
2. Якубайтис Э.А. Локальные информационно-вычислительные сети. — Рига: Зинатне, 1985. — 284 с.
3. Флинт Д. Локальные сети ЭВМ: архитектура, принципы построения, реализация. — М.: Финансы и статистика, 1986. — 359 с.
4. Прангшвили И.В., Подлазов В.С., Стецюра Г.Г. Локальные микропроцессорные вычислительные сети. — М.: Наука, 1984. — 176 с.
5. Fine M., Tobagi F. — IEEE trans, comput, 1984, N 12, p. 1130—1159.
6. Самойленко С.И. Интервально-маркерный множественный доступ. М.: 1983. — 28 с. (Препринт/Научный совет по комплексной проблеме «Кибернетика» АН СССР).
7. Chlamtac I., Franta W., Lewin K. — IEEE trans, commun., 1979, № 8, p. 1183—1190.
8. Ulug M., White G., Adams W. Bidirectional token flow system. — Proc. 7th data commun. symp. — Mexico, 1981.
9. Borgonovo F., Fratta L., Tarini F., Zini P. — Proc. INFOCOM'83, San Diego, 1983.
10. Gold Y., Fratta W. — Computer networks, 1983, № 2, p. 83—98.
11. Тихонов В.П. — АВТ, 1986, № 5, с. 26—32.
12. Christensen G.S., Franta W.R. — 3th USA—JAPAN computer conference, 1978.
13. Громаков Е.И., Шишлов В.И., Яковлев Н.Е. Проблемно-ориентированные измерительно-вычислительные комплексы. — Новосибирск: Наука, 1986, с. 4—23.

Институт оптики атмосферы
СО АН СССР, Томск

Поступила в редакцию
4 декабря 1987 г.

A.V. Golovko, V.T. Kalayda. Lower Link Layer Protocol for Local Network of Opto-Meteorological Experimental Setups.

A simple and efficient lower link layer protocol for a local network of opto-meteorological experimental setups is proposed. The protocol is an implicit token DAMA scheme, based on an optimum use of the network topology information supplied to the working stations.