

Н. В. Лаходынова

(Томск)

**ОБ ОДНОМ МЕТОДЕ ОБЕСПЕЧЕНИЯ ОТКАЗОУСТОЙЧИВОСТИ
НЕРАЗРЕЗНЫХ ПРОЦЕССОРНЫХ МАТРИЦ СБИС**

Обсуждены различные подходы к обеспечению отказоустойчивости неразрезных процессорных СБИС. Предложен эффективный метод обеспечения отказоустойчивости, учитывающий ненадежность процессорных элементов и связей между ними, не требующий специальной аппаратуры самодиагностики.

Проблема отказоустойчивости неразрезных СБИС. Объектом исследования в данной работе является однородная вычислительная система (ОВС) с программируемой структурой [1], выполненная на неразрезных пластинах СБИС. Основой такой системы являются неразрезные процессорные матрицы (НПМ) СБИС, содержащие десятки и сотни процессорных элементов (ПЭ). Проблема надежности НПМ СБИС является одной из ключевых при построении таких ОВС. Уже в 80-е годы этой проблематике была посвящена обширная литература [2]. Широкое понимание термина «надежность» изменялось и уточнялось в процессе исследований. Появились новые понятия: живучесть системы и осуществимость вычислений на ней [1], гарантоспособность вычислений и отказоустойчивость [2], структурная живучесть [3]. Все эти термины отражают различные аспекты проблемы надежности и различные подходы к ее решению. В данной работе принят термин «отказоустойчивость», поскольку он отражает наш основной способ обеспечения достаточного выхода годных и высоких надежностных характеристик ОВС на неразрезной пластине СБИС.

Заметим, что понятие отказоустойчивости системы тесно связано с понятиями живучести [1] и структурной живучести [3] вычислительных систем, введенными в связи с исследованиями по теории ОВС еще в конце 60-х начале 70-х годов. В частности, отказоустойчивость обеспечивает живучесть, т. е. функционирование системы при ее постепенной деградации.

Византийская парадигма отказоустойчивости НПМ. Всякий контроль работоспособности устройства и диагностика его неисправностей основаны на сравнении функционирования устройства с некоторым эталоном: точно таким же устройством, которое считается исправным в момент сравнения, или с моделью устройства, способной выявить отказы при сравнении с реальным объектом диагностики. Такая модель может быть математической (входная и выходная последовательности), физической (другой эк-

земпляр устройства) или их комбинацией (например, сигнатурный анализатор). Роль эталона играет также структурная схема устройства.

Развитие методов контроля и диагностики радиоэлектронной аппаратуры началось в предположениях классической парадигмы:

1. Контролируемое и диагностируемое устройство присутствует в системе в единственном экземпляре.

2. Это устройство имеет высокую цену.

3. Элементы устройства можно заменять по мере их отказа. Минимальный заменяемый блок, или типовой элемент замены (ТЭЗ), можно контролировать, диагностировать и ремонтировать на специальном стенде вплоть до замены отдельных электронных компонент.

4. Связи между ТЭЗ дешевы и либо абсолютно надежны, либо их отказы приписываются элементам. И вообще, проверка связей – вопрос отдельный.

5. Имеются абсолютно надежные элементы, например, смесители Неймана [4].

Эти предположения сохранили свою силу и с появлением таких сложных устройств, как ЭВМ. Однако в приложении к ЭВМ были развиты мощные программно-аппаратные методы самотестирования и самодиагностики, без которых «не приступает к работе» ни один современный компьютер. Отказоустойчивость ЭВМ обеспечивалась избыточностью и мажорированием [5].

Для ОВС и, вообще, для вычислительных систем, состоящих из одинаковых модулей, задача диагностики имеет свои особенности.

1. Элементом замены в ОВС является элементарная машина (ЭМ) – устройство, которое обычно само по себе снабжается средствами самодиагностики. Для предмета нашего исследования (ОВС на неразрезной пластине СБИС) замена вообще невозможна, поэтому выбор минимального диагностируемого элемента требует особого рассмотрения.

2. Структура системы однородна и локальна (связаны только соседи по месту).

3. В силу одинаковости ЭМ каждый элемент окрестности ЭМ является для нее эталоном и таких эталонов достаточно много (8–16 и более).

Наличие большого числа эталонных модулей позволяет упростить ЭМ за счет удаления средств индивидуальной самодиагностики, но в то же время требует разработки системной самодиагностики. Эти мысли были высказаны еще в 60-е годы [6] и породили целое направление исследований и разработок самодиагностирующихся модульных вычислительных систем. Основная идея состоит в том, что достаточно сложные модули могут диагностировать друг друга, и по результатам взаимопроверок строится синдром состояния системы, в котором перечисляются все результаты взаимопроверок модулей. Далее по синдрому вычисляется x -разметка множества модулей, в которой алгоритм самодиагностики пытается восстановить истинный образ неисправности, т. е. выделить неисправные модули. Эта задача известна как проблема византийских генералов, пытающихся путем взаимопроверок и обменов результатами найти генералов-предателей и подсчитать число верных генералов. Данная проблема далеко не всегда имеет однозначное решение. Более того, после установления всех исправных ПЭ необходимо соединить их в связную подсистему. Такой подход к обеспечению отказоустойчивости мы называем византийской парадигмой [7–9] или парадигмой византийского согласия всех исправных ПЭ. Для византийского согласия характерны все исходные предположения о диагностируемой системе, кроме первого.

Формально это выглядит следующим образом. С системой связывается диагностический граф $G(V, E)$, где V – множество вершин, соответствующих модулям системы, $|V| = N$; E – множество дуг, $(i, j) \in E$, если i -й модуль тестирует j -й. Результат тестирования k -м тестом из множества $T = \{t_1, t_2, \dots, t_p\}$ фиксируется двоичной переменной $a_{ij}(t_k) = 0$, если тест проходит, и $a_{ij}(t_k) = 1$ в противном случае. Множество всех $a_{ij}(t_k)$, полученное после однократного применения всех тестов, называется синдромом. Предполагается, что в системе может быть не более чем t неисправностей. Множество t -кратных неисправностей есть множество распознаваемых при самодиагностике образов неисправностей. Система называется t -диагностируемой без ремонта, если существует алгоритм, позволяющий вычислить истинный образ t -кратной неисправности по первому синдрому. В противном случае могут потребоваться промежуточные замены неисправных модулей, и если в конце концов все неисправности будут обнаружены, то система t -диагностируема с ремонтом.

Набор задач, которые можно поставить и решить в связи с византийской парадигмой, весьма разнообразен. Первоначальной проблемой этих исследований был выбор подходящей структуры диагностического графа, которая оказалась сложной и не удовлетворяет требованиям локальности и однородности, предъявленным нами к структурам ОВС. Основательный обзор этих результатов можно найти в [10]. Для нас важны следующие соображения.

Понятие t -диагностируемости неадекватно наращиваемым распределенным системам, где количество отказов пропорционально числу ЭМ. Методы самодиагностики ОВС, восходящие к работе [6], недостаточны по следующим причинам.

Во-первых, поскольку замена отказавших ЭМ на неразрезной пластине СБИС невозможна, методы диагностики с ремонтом неприменимы, а выбор ЭМ в качестве элемента замены, как уже отмечалось, мало обоснован.

Во-вторых, в этих методах, как, впрочем, и в работах критиков византийской парадигмы [7–9], нет учета ненадежности связей, которые составляют до 45 % отказов на НПС [11]. Пусть структура ОВС рассматривается как диагностический граф. В большинстве методов самодиагностики принято выделять диагностическое ядро из заведомо исправных ЭМ. Это ядро строится исходя из следующего предположения: если исправная ЭМ признает другую ЭМ исправной, то последняя, действительно, исправна. Однако это не всегда так. Дело в том, что в паре взаимодействующих ЭМ может быть проверена только исправность процессоров и единственная связь между ними, остальное коммутационное оборудование ЭМ в сеансе связи не контролируется. Далее обычно предполагается, что исправная ЭМ делает правильное заключение о неисправности проверяемой ЭМ. И это не всегда правильно. Неисправна может быть только связь между ними, а остальное оборудование работоспособно. Таким образом, все неисправности связей приписываются процессорам. Если требуется выделить максимальное число работоспособных ЭМ, соединяемых в однородную подсистему (например, решетку), то такая диагностика неприемлема. Не всякая «неисправная ЭМ» на самом деле непригодна для работы в системе, и не всякая «исправная ЭМ» может быть использована как элемент системы. Может оказаться, что процессор и большинство связей «неисправной» машины исправны, и ее можно включить в рабочую часть системы. И наоборот, если исправны только процессор и одна связь, по которой ЭМ была проверена и попала в диагностиче-

ское ядро, то результаты диагностики будут неверны, а такая ЭМ не может быть включена в однородную подсистему ОВС при обходе неисправностей.

Многие общеизвестные методы решения проблемы отказоустойчивости ОВС непригодны для НПМ СБИС. Таковы методы дублирования блоков, обеспечения отказоустойчивости централизованных коммутаторов, поиска отказоустойчивых процедур маршрутизации отдельных сообщений, самодиагностики отдельных ЭМ или всей системы с заменой неисправных элементов в ходе или после диагностики. Более того, непригоден сам подход к проблеме отказоустойчивости ОВС, во-первых, основанный на нереальных предположениях об абсолютно надежных элементах и связях, во-вторых, требующий нереального и ненужного византийского согласия всех исправных ЭМ и тем самым ограничивающий число неисправных элементов при неограниченном росте размера ОВС.

Вывод из нашего краткого анализа проблемы отказоустойчивости ОВС заключается в том, что необходима радикальная смена подхода к этой проблеме – новая парадигма отказоустойчивости. В отличие от абстракций типа t -диагностируемости, византийского согласия, абсолютно надежных коммутаторов и связей мы назовем ее парадигмой реального согласия или консенсус-парадигмой.

Пределы отказоустойчивости однородных структур. Следуя [12], рассмотрим отказоустойчивость ОВС при следующих предположениях:

- 1) ресурсы ОВС, т. е. число ЭМ и связей, не ограничены;
- 2) структура ОВС удовлетворяет требованиям локальности и однородности;
- 3) алгоритмы самодиагностики и реконфигурации ОВС используют возможности структуры наилучшим образом;
- 4) элементы и связи ОВС выходят из строя независимо друг от друга.

Предположим, что элемент структуры исправен с вероятностью p и неисправен с вероятностью $(1 - p)$, а связь (дуга или ребро) исправна с вероятностью r и неисправна с вероятностью $(1 - r)$. НПМ суть блок ОВС размера $N = N_1 \times N_2$, не содержащий циклов. Назовем элементы на левой стороне блока входами, а на правой – выходами. Функционирование НПМ будем рассматривать как просачивание информации от входов к выходам через исправные элементы и связи. Структура считается исправной, если такое просачивание возможно, и неисправной в противном случае. В исправной НПМ существует связная подсистема – кластер, содержащая входы и выходы. Нарастание избыточности ОВС понимается теперь как неограниченный рост размера N выделенного блока. Решающее значение будет иметь только факт существования исправного кластера. По предположению алгоритмы самодиагностики и реконфигурации его обнаружат и полностью используют для организации вычислений

Увеличивая размер N , мы должны требовать увеличения размера исправного кластера. В пределе при $N \rightarrow \infty$ в бесконечной структуре должен существовать бесконечный исправный кластер. В противном случае структура «рассыплется» на несвязные части, т. е. выйдет из строя. Имея в виду применение достаточно больших ОВС, мы ограничимся исследованием их бесконечных представителей.

Проблема надежности свелась теперь к следующему вопросу: при каких вероятностях p и r в бесконечной локальной однородной структуре данного типа существует бесконечный исправный кластер? Ответ на этот вопрос является основной задачей теории просачивания [13].

Содержание основной задачи просачивания состоит в поиске области просачивания, точнее, такой функции $f(p, r)$, что при $f(p, r) < 0$ исправный кластер отсутствует, а при $f(p, r) \geq 0$ – существует. Для наших целей достаточно остановиться на частных задачах: просачивании по вершинам, когда $p < 1$ и $r = 1$, и просачивании по связям, когда $p = 1$, а $r < 1$. Вторая задача сводится к первой, поэтому можно проводить исследование структурной надежности, считая связи абсолютно надежными. В последующих выкладках термин «вершина» может быть заменен термином «связь», а символ p – символом r .

Основной результат теории просачивания, который нам потребуется, можно содержательно сформулировать следующим образом.

Основное утверждение. Для всякого периодического графа G , вложенного в плоскость R^2 , существует критическая вероятность p_n , такая, что если $p < p_n$, то бесконечный исправный кластер существует в G с вероятностью 0, и если $p \geq p_n$, то с вероятностью 1 в G существует, и притом единственный, бесконечный исправный кластер.

Пусть $P(N, p)$ – вероятность просачивания через структуру размера N в данный момент времени. Следующее утверждение о свойствах $P(N, p)$ является, по существу, перефразировкой основного утверждения.

Утверждение. На множестве локальных однородных структур одного типа, вложенных в R^2 ,

$$\lim_{N \rightarrow \infty} P(N, p) = \begin{cases} 0, & p < p_n; \\ 1, & p \geq p_n. \end{cases}$$

Иными словами, с ростом избыточности ОВС становится сколь угодно надежной, если $p \geq p_n$, и сколь угодно ненадежной, если $p < p_n$.

На этой основе рассмотрены [12] и динамические модели надежности ОВС.

Мур и Шеннон строили сколь угодно надежные схемы из сколь угодно ненадежных реле. Их задачу можно было бы поставить как задачу просачивания по связям, однако это не меняет сути дела: утверждение противоречит результатам [14] и многих последующих работ. Причина противоречия в том, что мы ограничены в выборе структуры. Требования локальности связей и однородности структуры лишают нас возможности использовать слишком ненадежные элементы и связи для построения ОВС на НПМ.

Консенсус-парадигма отказоустойчивости НПМ СБИС. Итак, для обеспечения отказоустойчивости НПМ СБИС необходимо учитывать ее структуру и надежность как ПЭ, так и связей. Мы показали, что НПМ СБИС не могут быть сколь угодно надежными и, более того, время их жизни того же порядка, как и у вентиля.

Теперь уместно разъяснить наш подход к понятию отказоустойчивости неразрезной процессорной матрицы СБИС. В [9] рассматривается «новая парадигма» построения отказоустойчивых НПМ и показано, что «почти полное согласие» исправных процессоров может быть достигнуто в сети с ограниченной степенью вершин при числе отказов, пропорциональном числу ПЭ. «Новизна» состоит в отказе от византийского согласия исправных элементов системы.

Для византийского согласия требуется участие всех исправных ПЭ. Это, в свою очередь, приводит к неограниченному росту степеней вершин сети связи вместе с неограниченным ростом их числа или ограничению на общее число неисправных элементов. Действительно, при конечной степени вершины сети она может быть изолирована от остальных исправных вершин конечным числом неисправных, и тогда византийское согласие будет недостижимо. Под «исправностью вершины» понимается исправность процессорного элемента, а связи считаются абсолютно надежными. Ясно, что такие требования к понятию «исправность» не отвечают ни возможностям, ни потребностям практики. В [9] предлагается и процедура достижения согласия почти всех исправных ПЭ системы при линейном (относительно общего их числа) числе отказавших. Однако вопрос о построении локальной процедуры «почти полного согласия» остается открытым. Заметим, что возможность работы ОВС при линейном числе неисправностей и ограниченном числе связей была показана нами за 6 лет до опубликования работы [9] с помощью теории просачивания.

Мы предлагаем реальную консенсус-парадигму, суть которой заключается в следующем.

1. ПЭ много, и они связаны однородной локальной сетью связи.
2. Число связей у каждого ПЭ ограничено.
3. Связи можно программно включать, выключать и коммутировать.
4. Отдельные ПЭ и связи дешевы относительно цены исправной НПМ.
5. Абсолютно надежных ПЭ и связей нет.
6. Заменить отказавшие ПЭ и связи невозможно.
7. Византийское согласие всех исправных ПЭ не нужно и не реально.
8. Аппаратура самодиагностики не нужна. Соседние ПЭ могут служить эталонами друг для друга, их число достаточно, чтобы изолировать неисправный ПЭ надежнее, чем самодиагностика.
9. Резервные ПЭ и связи не выделяются.

10. Отказоустойчивость достигается за счет программирования структуры и избыточного числа ПЭ и связей между ними. Задача состоит в том, чтобы вложить требуемый граф в избыточный с отказами элементов и связей.

В связи с консенсус-парадигмой выделяются три категории НПМ СБИС.

1. Непригодные, поскольку в них нет доступного извне исправного кластера необходимой мощности. Такие пластины подлежат разрезанию с целью использования годных процессорных элементов.

2. Ограниченно годные, поскольку в них имеется доступный извне исправный кластер необходимой мощности, но структура решетки не может быть восстановлена наличными методами реконфигурации. Такие пластины могут быть использованы при специальных методах программирования или как специальные структуры: корневое дерево, цепочка или кольцо всегда могут быть вложены в произвольный граф или смоделированы в нем.

3. Годные, поскольку в них может быть восстановлена решетка (матрица) ЭМ необходимой мощности. Качество годных зависит от размеров вложенной матрицы, количество годных – от технологии и от алгоритмов реконфигурации структуры с обходом кратных неисправностей. Таким образом, годные пластины могут, в свою очередь, классифицироваться по качеству.

Далее нашей целью будет разработка методов повышения выхода годных НПМ СБИС за счет избыточности и реконфигурации структуры.

Метод консенсуса. Задача реконфигурации процессорной матрицы (ПМ), выполненной на неразрезной СБИС, состоит в восстановлении структуры ПМ при отказах процессорных элементов (ПЭ) и связей. Рассматривается ПМ, представляющая собой квадратную решетку, в узлах которой находятся ПЭ. НПМ СБИС должна иметь резервные ПЭ и связи. Это значит, что размеры матрицы несколько больше, чем необходимо. Кроме того, соседями ПЭ (i, j) помимо элементов с координатами $(i-1, j), (i+1, j), (i, j-1), (i, j+1)$ являются некоторые элементы, находящиеся на расстоянии 2 или даже 3 от (i, j) : $(i-2, j), (i-1, j-1)$ и т. д. Такая избыточность позволяет вкладывать в СБИС различные решетки: квадратную (К), треугольную (Т), сопряженную квадратную (K^*), шестиугольную (Ш). При этом византийское согласие исправных элементов только мешает решению задачи вложения.

В работах [15–21] предложены алгоритмы реконфигурации ПМ, не требующие византийского согласия и, более того, допускающие программное выделение резервных строк и столбцов в зависимости от числа отказов, – программирование резерва. Недостатком решений [15–21] является требование абсолютной надежности связей и схем коммутационного окружения ПЭ. Выход из строя любой из этих связей или схем ведет к фатальному отказу всей ПМ. При программной реконфигурации НПМ [18] коммутационное окружение ПЭ имитируется программой, но остается проблема «абсолютно надежных связей».

Ранее предлагалось избавиться от аппаратуры самодиагностики за счет того, что каждый ПЭ имеет достаточно много соседей, которые могут служить для него эталонами. Сравнивая результаты тестовой задачи для соседних ПЭ, можно пометить каждую связь между ПЭ флагом согласия–несогласия и получить таким образом синдром несогласия. Если синдром несогласия использовать для получения синдрома неисправности процессоров, то проблема абсолютно надежных связей будет создана искусственно: неисправности связей становятся неразличимыми, и приходится делать предположение об абсолютной надежности связей и всего коммутационного окружения. В [22, 23] предлагается «волновой алгоритм» перестройки структуры НПМ непосредственно на основе сигналов согласия без получения синдрома неисправности. Это позволит избавиться от искусственных требований и аппаратуры самодиагностики. При таком подходе не требуется также и деления связей на вертикальные и горизонтальные, так как предполагается, что все связи функционально эквивалентны. В конечном итоге из фрагмента избыточной и неисправной структуры получается 2-мерная решетка К, Т, K^* или Ш, в которой все соседние элементы согласны между собой. Такую решетку можно назвать консенсусом, а сам метод реконфигурации на основе синдрома несогласия методом консенсуса. Волновые алгоритмы [22, 23] допускают многообразные модификации как по числу возможных вариантов перестройки структуры (вплоть до полного перебора), так и типу структур. В частности, легко модифицировать их для вложения популярных КАИС-структур: торов (E_2 -графов) и циркулянтов (локальных D_n -графов) [24].

Заключение. Итак, показано, что консенсус-парадигма достаточно продуктивна. На ее основе построен новый метод реконфигурации НПМ, обеспечивающий наивысшую отказоустойчивость. Задача теперь состоит в исследовании различных модификаций метода консенсуса для КАИС-структур и в написании локально-параллельной программы реконфигурации НПМ для моделирования этого процесса на ЭВМ.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Евреинов Э. В., Хорошевский В. Г. Однородные вычислительные системы. Новосибирск: Наука, 1978.
2. Отказоустойчивость СБИС // ТИИЭР. 1986. 74, № 5.1986.
3. Воробьев В. А., Корнеев В. В. Некоторые вопросы теории структур однородных вычислительных систем // Вычислительные системы. Новосибирск: ИМ СО АН СССР, 1974. Вып. 60. С. 3.
4. Фон Нейман Дж. Вероятностная логика и синтез надежных организмов из ненадежных компонент // Автоматы. М.: ИЛ, 1956.
5. Согомоян Е. С., Слабаков Е. В. Самопроверяемые устройства и отказоустойчивые системы. М.: Радио и связь, 1989.
6. Preparata F. P., Metze G., Chien R. J. On connection assignment problem of diagnosable systems // IEEE Trans. El. Comput. 1967. EC-16, N 12. P. 848.
7. Dwork D., Peleg D., Pippenger N., Upfal E. Fault tolerance in networks of bounded degree // SIAM Journ. Comput. 1988. 17. P. 975.
8. Dolev D., Fischer M. J., Fowler R. et al. An efficient algorithm for Byzantine agreement without authentication // Inform. and Control. 1992. 52, N 3. P. 256.
9. Upfal E. Tolerating a linear number of faults in networks of bounded degree // Inform. and Comput. 1994. 115, N 3. P. 312.
10. Димитриев Ю. К. Самодиагностика модульных вычислительных систем. Новосибирск: Наука, 1993.
11. Мангир Т. Э. Источники отказов и повышение выхода годных СБИС // ТИИЭР. 1984. 72, № 7. С. 37.
12. Воробьев В. А., Лаходынова Н. В. Пределы надежности однородных структур // Изв. АН СССР. Техн. кибернетика. 1989. № 3. С. 110.
13. Кестен Х. Теория просачивания для математиков. М.: Мир, 1986.
14. Мур Е., Шеннон К. Надежные схемы из ненадежных реле // Работы по теории информации и кибернетике. М.: ИЛ, 1963. С. 114.
15. Сами М., Стефанелли Р. Перестраиваемые архитектуры матричных процессорных СБИС // ТИИЭР. 1986. 74, № 5. С. 107.
16. Галушкин А. Н., Грачев Л. В., Толстых М. М., Точенов В. А. Оценка алгоритмов реконфигурации структуры вычислительных систем с МИМД-архитектурой // Кибернетика. 1990. № 2.
17. Воробьев В. А., Лаходынова Н. В. Процессорная матрица с перестраиваемой структурой и перестраиваемым резервом // Автометрия. 1994. № 5. С. 90.
18. Воробьев В. А., Еремина Н. Л. Программная реализация реконфигурации отказоустойчивой процессорной матрицы // Автометрия. 1996. № 2. С. 111.
19. Воробьев В. А., Еремина Н. Л., Лаходынова Н. В. Анализ алгоритмов перестройки структуры процессорной матрицы // Автометрия. 1996. № 3. С. 69.

20. **Воробьев В. А., Еремина Н. Л., Лаходынова Н. В.** Алгоритмы адресации отказоустойчивой процессорной матрицы на СБИС // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур: Докл. Всерос. конф. Екатеринбург: ИМАШ УрО РАН, 1996. С. 109.
21. **Еремина Н. Л.** Моделирование отказоустойчивой процессорной матрицы // Там же. С. 112.
22. **Воробьев В. А., Лаходынова Н. В.** Реконфигурация отказоустойчивой процессорной матрицы на основе сигналов согласия // Автометрия. 1997. № 6. С. 108.
23. **Воробьев В. А., Лаходынова Н. В.** Вложение решеток в процессорную матрицу с отказами на основе сигналов согласия // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур: Докл. Всерос. конф. Екатеринбург: ИМАШ УрО РАН, 1998. С. 153.
24. **Воробьев В. А.** Теория однородных вычислительных систем: однородные структуры. Архангельск: ПГУ им. М. В. Ломоносова, 2000.

*Томский архитектурно-строительный университет,
E-mail: lax@tomsk.su*

*Поступила в редакцию
20 февраля 2002 г.*

Подписка на наш журнал – залог Вашего успеха!