Предложен неразрушающий метод контроля герметичности корпусов микросборок СВЧ в условиях эксплуатации, т. е. на борту летательных аппаратов, когда в результате взлетов и посадок корпуса испытывают перепады давления и возникает опасность разрушения сварного шва и разгерметизации корпуса. Зафиксированные прибором АЭ сигналы, амплитудный уровень которых превышает допустимый, свидетельствуют (предупреждают) о начавшемся процессе разрушения и о том, что за 6—8 циклов (т. е. взлетов и посадок) произойдет разгерметизация корпуса. Спроектирован и создан портативный акустоэмиссионный прибор, предназначенный для предупреждения о начале процесса разгерметизации корпусов микросборок СВЧ и контроля качества их сварных швов на борту летательных аппаратов.

Предложен метод предупреждения опасных состояний компаундированных керамических конденсаторов, работающих в условиях термоциклирования от +60 до –50°С. Проявление акустической эмиссии на n-м цикле является предупреждением о начале процесса катастрофического разрушения конденсатора через 5—10 циклов изменения температуры.

***

В заключение следует заметить, что работы проводились в период с 1970 по 2005 год, и некоторые объекты исследований наверняка уже морально устарели, тем не менее подходы к решению проблем их прочности и полученные результаты, безусловно, представляют интерес не только в историческом плане. Они могут быть перенесены на современные изделия РЭА и использованы разработчиками и изготовителями изделий для ликвидации дефектов и повышения прочностной надежности изделий радиоэлектронной аппаратуры.

ИСПОЛЬЗОВАННЫЕ ИСТОЧНИКИ

1. Трифанюк В. В. Надійність пристроїв промислової електроніки.— К.: Либідь, 1992.

2. Карпушин В. Б. Вибрации и удары в радиоаппаратуре.— М.: Сов. радио, 1971.

3. Маликов И. М., Половко А. М., Романов Н. А., Чукреев П. Л. Основы теории и расчета надежности.— Л.: Судпромгиз, 1960.

4. Дзержинский С. М., Рыжанков В. И. Модель формирования испытаний РЭА на воздействие широкополосной случайной вибрации// Механика радиоэлектронных и вычислительных устройств (Таганрог. радиотехн. ин-т).— 1982.— Вып. 2.— С. 61—66.

5. Кофанов Ю. Н. Теоретические основы конструирования, технологии и надежности радиоэлектронных средств.— М.: Радио и связь, 1991.

6. Шмидт Э. П. Натурные испытания электронных приборов.— М.: Сов. радио, 1976.

7. Малинский В. Д. Контроль и испытание радиоаппаратуры.— М.: Энергия, 1970.

8. Кузнецов О. А., Логинов А. Н., Сергеев В. С. Прочность элементов микроэлектронной аппаратуры.— М.: Радио и связь, 1990.

9. Royzman V. P. Residual stresses in compounding electronic systems / Procedings of the Fourth International Conf. on Residual Stresses.— Baltimore, Maryland, USA.— 1994.— P. 814—820.

10. Royzman V. P., Nester N. A. Problem of mechanical strength in electronics / Power Electronics and Applications. 7th European Conf.— Trondheim, Norway Voll.— 1997.— P. 1396—1399.

11. Royzman V. P., Lebed A. V. Theoretical and experimental analysis the humidity protective units of electrolytic and thin-film capacitors / Proceedings of PCIM 2001 Conf.— Nuremberg, Germany.— 2001.— P. 382—387.

12. Royzman V. P., Nester N. A. Vibration isolation of wiring boards in products of electronics / Proceedings of the 15th Intern. Modal Analysis Conf.— Orlando, Florida, USA.— 1997.— P. 1838—1844.

13. Royzman V. P. Computation and experimental mechanics electronics / Fifth World Congress on Computation Mechanics. Vol. 1.— Viena, Austria.— 2002.— P. 300—301.

К. т. н. И. В. ИВАНОВА

Россия, г. С.-Петербург, Северо-Западный гос. заочный технический университет
E-mail: rilala_spb@mail.ru

Дата поступления в редакцию 20.05 2005 г.

Оппонент *к. т. н. И. А. КИРЕЕВ* (ОНАС им. А. С. Попова, г. Одесса)

АЛГОРИТМ ГИБРИДНОГО ДЕКОДИРОВАНИЯ КОДОВ РИДА–СОЛОМОНА БЕЗ РЕКУРРЕНТНЫХ ПРОЦЕДУР

На основе вычисления особых продолжений ганкелевых (теплицевых) матриц и синдромов существенно снижается погрешность ошибок при канальном декодировании.

В рамках задачи обеспечения достаточной помехоустойчивости в системах передачи информации в работах [1, 2] сделан вывод о необходимости разработки безрекуррентных процедур декодирования применительно к кодам Рида–Соломона, представляющих наибольший практический интерес. Разработка таких процедур декодирования возможна с использованием ганкелевых (теплицевых) матриц при вычислении синдромов ошибок.

В теории помехоустойчивого кодирования оперирование с ганкелевыми (или теплицевыми) матрицами осуществляется при составлении системы линейных уравнений, называемых синдромными и записываемых в векторно-матричной форме в виде $A_т\sigma=b$; $A_г\bar{\sigma}=b$, где $A_т$, $A_г$ — квадратные матрицы порядка n, соответственно теплицева и ганкелева; $\sigma=[\sigma_1\sigma_2...\sigma_n]^t$ — вектор-столбец высоты n неизвестных переменных; $b=[b_1b_2...b_n]^t$ — вектор-столбец высоты n известных величин (параметров), причем вектор b является продолжением матрицы A, т. е. $b^t=(a_{n+1}a_{n+2}...a_{2n})$; $\bar{\bar{\sigma}}$ — обращенный вектор σ.

Матрица A полностью определена набором коэффициентов $A=(a_1a_2...a_{2n})$. Задача состоит в нахождении особых продолжений матриц $A_{n,n+1}$, $A_{n,n}$, не изменяющих ранг матрицы $A_{n,n}$. Отыскание особого продолжения ганкелевой матрицы сводится к нахождению полинома

$$\sigma(z)=z^r+\sigma_1z^{r-1}+\sigma_2z^{r-2}+...+\sigma_{r-1}z+\sigma_r,$$

где r — ранг матрицы $A_{n,n+1}$.

Известно [3, 4], что если квадратная матрица A особенная, то она имеет единственное особое продолжение, а если неособенная — то бесконечное множество особых продолжений. Что касается расширенной прямоугольной матрицы $A_{n,n+1}$, то нетрудно показать, что она всегда имеет единственное продолжение. Для нахождения особых продолжений ганкелевой матрицы нет необходимости продолжать ее вправо, достаточно рассмотреть матричную ленту, т. е. продолжения вниз и вверх.

Для конечных полей $GF(p^r)$ продолжения и вверх, и вниз, очевидно, не бесконечны, и лента как бы замыкается, т. е. продолженный вектор A периодичен. Более того, если период строго равен $N=p^r$, т. е. $e_{N-1}=e_{-1}$, $e_N=e_0$, $e_{N+1}=a_1$ и т. д., то декодирование осуществлено верно (число ошибок менее n). В общем случае может быть использован следующий обобщенный алгоритм вычисления продолжения матрицы $A_{n,n+1}$ [5].

1. Находится полином (в теории помехоустойчивого кодирования полином σ(z) принято называть полиномом локаторов [6])

$$\sigma(z)=\sigma_0z^n+\sigma_1z^{n-1}+...+\sigma_{n-1}z+\sigma_n,$$

в матрично-определительной форме имеющий вид

$$\begin{array}{c} \\ \sigma(z)= \end{array}\begin{array}{c} \begin{array}{cccccc} \sigma_n & \sigma_{n-1} & \sigma_{n-2} & \dots & \sigma_1 & \sigma_0 \end{array} \\ \begin{vmatrix} 1 & z & z^2 & \dots & z^{n-1} & z^n \\ a_1 & a_2 & a_3 & \dots & a_n & a_{n+1} \\ a_2 & a_3 & a_4 & \dots & a_{n+1} & a_{n+2} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ a_n & a_{n+1} & a_{n+2} & \dots & a_{2n-1} & a_{2n} \end{vmatrix} \end{array}. \qquad (1)$$

2. Вычисляются продолжения a_{2n+i}, i=1, 2, ..., т. е. "продолжения вниз", и a_{-i}, i=0, 1, 2,..., т. е. "продолжения вверх", по рекуррентной формуле

$$\sum_{k=0}^{k=n} a_{j-k}\sigma_k = a_j\sigma_0 + a_{j-1}\sigma_1 + \ldots + a_{j-n}\sigma_n = 0\,, \qquad (2)$$

j>2n ("продолжения вниз"), j<n+1 ("продолжения вверх").

Соотношение (2), конечно, справедливо и при $n+1\le j\le 2n$, но в этом случае оно связывает только известные коэффициенты $a_1, a_2,...,a_{2n}$. Отметим также, что в формуле (2) и известные коэффициенты a_i, i=1, 2,..., 2_n, и неизвестные коэффициенты при $i\le 0$, $i>2_n$ обозначены одними и теми же символами a с индексами.

Для нахождения σ(z) могут использоваться следующие методы:

— прямой метод вычисления определителя матрицы $A_{n,n+1}$ [7];

— метод Берлекэмпа–Месси [5, 6];

— алгоритм Евклида вычисления наибольшего общего делителя (**НОД**) полиномов z^m и $A(z)$ по mod z^m либо z^m–1 и $A(z)$ по mod z^m, где m=2n, [5]:

$$A(z) = \sum_{i=1}^{i=2n} a_i z^{2n-i}\,.$$

Алгоритм прерывается в момент, когда степень очередного остатка R станет менее n/2 (такой остаток по аналогии с [8] будем называть полу-НОД). В этом случае σ(z) находится как рекуррентная последовательность из частных от деления на каждом шаге алгоритма Евклида [5].

В настоящей статье показано, что особые продолжения расширенных ганкелевых и теплицевых матриц (прямоугольных форм) могут быть найдены без рекуррентных процедур.

Будем считать, что количество ошибок не превышает величины n, то есть полином σ(z) имеет над полем $GF(p^r)$ не более n корней, причем все они простые.

Рассмотрим произведение

$$A(z)\cdot\sigma(z) = \left(a_1z^{2n-1} + a_2z^{2n-2} + ... + a_{2n-2}z^2 + a_{2n-1}z + a_{2n}\right)\times$$

$$\times\left(\sigma_0z^n + \sigma_1z^{n-1} + ... + \sigma_{n-2}z^2 + \sigma_{n-1}z + \sigma_n\right) = \sum_{i=1}^{i=2n} a_i z^{2n-i}\cdot\sum_{i=0}^{i=n}\sigma_i z^{n-i}.$$

Его можно разбить на три части:

$$A(z)\cdot\sigma(z)=P(z)+Q(z)+R(z),$$

где $P(z)$ — сумма старших членов;
$Q(z)$ — средняя часть;
$R(z)$ — сумма младших членов (остаток).

Ясно, что средняя часть $Q(z)$ в произведении $A(z)\cdot\sigma(z)$ в силу соотношения (2) равна нулю. Остаток $R(z)$ является полу-НОД полиномов z^{2n} и $A(z)$. Полином σ(z) может быть вычислен непосредственно по $R(z)$ и $A(z)$ на основании соотношения

$$\bar{\bar{\sigma}} = \bar{\bar{R}}z^{2n} \div \bar{\bar{A}}\,, \qquad (3)$$

где $\bar{\bar{S}}$ как бы обращен — прочитывается с конца по отношению к вектору S.

Обращенный вектор $\bar{\bar{P}}$ для суммы старших членов можно рассматривать как "остаток", точнее — полу-НОД полиномов z^{2n} и $\overline{\overline{A(z)}}$, и использовать следующее соотношение:

$$\sigma=Pz^{2n}\div A. \qquad (4)$$

Покажем теперь, как можно вычислить продолжения $A(z)$ без привлечения рекуррентных процедур.

"Продолжения вниз" $A\!\downarrow$ для $A(z)$ можно найти из соотношения

$$A\!\downarrow = -R\div\sigma = -R\div(P\div A). \qquad (5)$$

Аналогично, "продолжения вверх" $A\!\uparrow$ для $A(z)$ можно найти из соотношения

$$A\!\uparrow = -\bar{\bar{R}}\div\bar{\bar{\sigma}} = -\bar{\bar{P}}\div\left(\bar{\bar{R}}\div\bar{\bar{A}}\right). \qquad (6)$$

Заметим, что если по условию задачи требуется отыскание небольшого числа компонент продолжений (не более 2n), то можно также использовать следующие соотношения:

$$A\downarrow=\left(-R\,A\right)\div P=\left(-R\div P\right)A;$$

$$A\uparrow=\left(-\bar{P}\,\bar{A}\right)\div\bar{R}=\left(-\bar{P}\div\bar{R}\right)\bar{A},$$

в то время как по формулам (5), (6) можно вычислять любое число продолжений.

Как уже отмечалось, если полином $\sigma(z)$ имеет только простые корни над полем $GF(p^r)$, то период продолжений равен $N=p^r$. С другой стороны, равенство периода величине N может использоваться для проверки результата вычислений продолжения вектора в процессе декодирования кода Рида–Соломона (**РС**): N значений полного вектора A определяют спектр конфигурации ошибок. Для нахождения полинома ошибок достаточно вычислить обратное преобразование Фурье от полного вектора A [5].

Итак, соотношения (3) или (4) позволяют безрекуррентно вычислить полином $\sigma(z)$, а соотношения (5) или (6) — найти продолжения вектора A соответственно вниз или вверх. Естественно, деление практически выполняется по процедурам, не требующим нахождения обратных элементов [8].

Кодирование в частотной области РС-кодами над полем $GF(q=2^r)$ состоит в следующем.

Информационное сообщение Q из $k=n-m=q-1-m$ символов принимается в качестве старших компонент спектра V, а остальные m символов этого спектра полагаются равными нулю.

Кодовое слово V в несистематической форме (передаваемое в канал) получается за счет обратного n-точечного преобразования Фурье–Мэттсона–Соломона (**ФМСП**) спектра V длины n. Это преобразование может выполняться по быстрым алгоритмам.

Укрупненный алгоритм декодирования РС-кода в частотной области состоит из следующих основных этапов:

1. ФМС-преобразование.
2. Нахождение полинома локаторов.
3. Рекуррентное продолжение синдрома.
4. Коррекция.

На первом этапе принятое кодовое слово V' (возможно, искаженное помехами) подвергается n-точечному ФМС-преобразованию. Полученный вектор $C=(C_0,C_1,...,C_{n-1})$ соответствует спектру для суммы кодового слова V и ошибки e, т. е. $C=(V+e)\Phi_n=V+E$.

Так как m составляющих ρ_i вектора $V=(Q;\rho)$ являются нулевыми, то соответствующие им m компонент вектора $S=(S_0=C_k, S_1=C_{k+1}, S_{m-1}=C_{n-1})$ "в чистом виде" характеризуют конфигурацию ошибок e. Другими словами, эти m компонент аналогичны синдрому во временной области; причем если все они равны нулю, то считается, что в принятом слове V' нет ошибок (иначе V' обязательно искажено).

Второй этап упрощается (по сравнению с временным декодированием), т. к. отпадает надобность в полном решении ключевого уравнения, а достаточно найти лишь полином локаторов $\sigma(z)$. Поэтому сокращается количество операций при решении уравнения с помощью метода Тренча–Берлекэмпа–Месси (**ТБМ**), алгоритма Евклида или другого приема.

Например, для вычисления полинома $\sigma(z)$ воспользуемся следующим методом: построим на m-компонентном векторе синдрома S усеченную побочнодиагональную ганкелеву матрицу типа

$$\Lambda=\begin{vmatrix} S'_1 & S'_2 & ... & S'_g \\ S'_2 & S'_3 & ... & S'_{g+1} \\ ... & ... & ... & ... \\ S'_g & S'_{g+1} & ... & S'_{2g} \end{vmatrix},$$

где $S'_{j+1}\equiv\sum_{i=0}^{i=h}(-1)^i\sigma_i\cdot S_{h+j+1-i},\quad j=0,\ 1,\ 2,\ldots,$

которую методом Гаусса приведем к трапециедальному виду. Тогда в ее последней строке будет сформирован остаток R, т. е. полу-НОД $[z^m, S(z)]$.

Далее используем безрекуррентную процедуру, основанную на соотношении типа (3), которое в нашем случае удобно представить в следующей форме:

$$\bar{R}\,z^m\div\bar{S}'=\bar{\sigma}=\sigma_v\bar{\Psi}, \qquad (7)$$

где $\bar{S}'$ — нормализованный синдром, получаемый из вектора $\bar{S}$ при умножении всех компонент последнего на $S_л^{-1}$ ($S_л$ — его самый левый ненулевой коэффициент);

σ_v — старший коэффициент полинома $\sigma(z)$;

Ψ — нормализованный вектор, полученный из вектора σ при умножении компонент последнего на σ_v^{-1}.

Третий этап сводится к вычислению спектра E ошибок. Для этого осуществляется рекуррентное продолжение синдрома, или, что то же самое, — особое продолжение ганкелевой матрицы, построенной на m-разрядном векторе синдрома. Подробно приемы вычисления указанных продолжений были рассмотрены выше. Заметим, что, вообще говоря, достаточно найти k составляющих продолжения. Однако для косвенной проверки правильности вычисления полинома $\sigma(z)$ вектора E целесообразно найти еще m продолжений последнего, которые должны совпасть с m компонентами синдрома.

Продолжения синдрома находятся на основании соотношения типа (2). Однако в нашем случае вычисления удобно производить по следующей рекуррентной формуле:

$$E_{n-1-v-j}\Psi_v=E_{n-v-j}\Psi_{v-1}+...+E_{n-2-j}\Psi_1+E_{n-1-j}\Psi_0,\ GF(2^r), \qquad (8)$$

где $\Psi_v=1$, $j=0, 1,..., n-v$; v — степень полинома $\sigma(z)$, т. е. число ошибок, исказивших принятое кодовое слово.

При этом m старших составляющих спектра E совпадают с соответствующими компонентами синдрома, характеризующими "чистую" ошибку e, а именно, $E_{n-1}=S_{m-1}$, $E_{n-2}=S_{m-2}$,..., $E_{k=n-m}=S_0$.

Коррекция (четвертый этап) состоит в сложении векторов C, E и выделении сообщения Q после отбрасывания нулевого вектора длины m из суммы $V=C+E=(Q;\rho)$.

Частотный метод декодирования значительно проще декодирования во временной области. Однако он имеет следующий недостаток: сбои в блоке ФМС-преобразования, искажающие любые "несиндромные" символы C_i с номерами $i=0, 1,..., k-1$, не могут быть выявлены.

Действительно, пусть для простоты принято неискаженное кодовое слово $V'=V$ с нулевыми m правыми разрядами. Но если в процессе ФМСП будут искажены символы C_i с номерами i=0, 1,..., k–1, то аналогично будет искажено сообщение Q на выходе декодера, хотя m проверочных компонент вектора C, т. е. синдром, и равны нулю.

Систематическое кодирование РС-кодом во временной области с помощью симметричного порождающего полинома σ(z) при v=0 (или v=1) можно упростить (снизить число умножений на разные константы), если, принимая $v=2^{r-1}-0{,}5m$, составить порождающий полином в следующей симметричной форме:

$$g(z)=g_m z^m+g_{m-1}z^{m-1}+\ldots+g_1 z+g_0, \qquad (9)$$

где $g_{m-i}=g_i$, $i=0,\ 1,...,\ 0{,}5m-1$; $g_0=g_m=1$.

В остальном процедура систематического кодирования не изменяется: находится остаток

$$R=rest\left[z^m\,Q(z)\div g(z)\right]$$

и составляется кодовое слово вида

$$V(z)=z^m Q(z)+R(z).$$

Пусть код РС над полем $GF(2^2)$ имеет длину $2^r-1=n=n_1n_2$, а число m проверочных символов равно $n-k$. Тогда $S=Hx^t=A_m D_n^{(2)}\left(\Phi_{n_2}\otimes E_{n_1}\right)x^t$, где матрица A_m получается из матрицы $A=\left(\Phi_{n_2}\otimes E_{n_1}\right)$ выбором m строк с номерами $v=n_1 i(\mathrm{mod}\,n-1)$, $i=0,\ 1,...,m-1$.

В общем случае, если $n=n_1n_2...n_r$, то

$$S=Hx^t=A_m\prod_{i=2}^{r}D_n^{(i)}\Phi_n^{(i)},$$

где A_m — матрица размера $n\times m$, образованная первыми m строками матрицы

$$P_n^t F_n^{(1)}=P_n^t\left(E_{M_i}\otimes\Phi_{n_1}\right),\ M_1=n_2n_3...n_r;$$

P_n^t — матрица разрядно-инверсных перестановок, строки и столбцы которой нумеруются числами N и $\bar{N}$:

$$N=\sum_{i=0}^{\mu-1}\left(n_0\ n_1...\ n_i\right)N_i,\ N_i=0,1,...,n_{i+1}-1;$$

$$\bar{N}=\sum_{i=0}^{\mu-1}\left(n_{\mu+1}\ n_\mu...\ n_{\mu+1-i}\right)N_{\mu-1-i},$$

а матрицы $D_n^{(i)}$ и $\Phi_n^{(i)}$ определяются как

$$D_n^{(i)}=E_{M_i}\otimes D_{n_iN_i}$$

и

$$\Phi_n^{(i)}=E_{M_i}\otimes\Phi_{n_i}\otimes E_{N_i},$$

где $M_i=n_{i+1}n_{i+2}...n_{r+1}$; $N_i=n_0n_1...\ n_{i-1}$; $n_0=n_{r+1}\equiv1$; $D_n^{(i)}\equiv E_n$.

Укрупненный алгоритм гибридного декодирования РС-кода состоит из следующих этапов:

1. Вычисление m-точечного ФМС-преобразования.
2. Нахождение полинома локаторов.
3. Рекуррентное продолжение синдрома.
4. Обратное ФМС-преобразование.
5. Коррекция.

Первый этап фактически сводится к вычислению синдрома и аналогичен первому этапу временного декодирования. Специфика ФМС-преобразования проявляется лишь при реализации быстрых алгоритмов, подобных рассматриваемым выше.

Второй и третий этапы идентичны соответствующим этапам частотного декодирования. Продолжение вектора синдрома S совпадает с особым продолжением ганкелевой матрицы. Подобные продолжения матриц над бесконечным полем могут быть найдены различными способами, в частности, с использованием алгоритмов Гаусса, Евклида и итеративного ТБМ-метода. Для конечных полей все эти приемы также справедливы.

Обратное ФМС-преобразование на четвертом этапе выполняется по быстрым алгоритмам и не отличается от последнего этапа кодирования в частотной области. Отличие состоит лишь в том, что в процессе декодирования находится вектор e, большинство (от n до n–0,5m) составляющих которого равны нулю.

Завершается декодирование коррекцией, сводящейся к суммированию принятого слова V вектором ошибки e.

***

Итак, можно констатировать следующее: гибридный метод декодирования проще временного, но сложнее частотного. Зато в гибридном случае (в отличие от частотного) вероятность ложного декодирования значительно ниже, чем при частотном методе, при котором правильность ФМС-преобразования не контролируется (точнее, требует существенных дополнительных затрат для контроля).

Разработанные алгоритмы декодирования кодов Рида–Соломона над полем Галуа $GF(2^r)$ на основе вычисления особых продолжений ганкелевых (теплицевых) матриц и синдромов позволяют снизить погрешность ошибок при канальном декодировании в $2^{(m+1)(R-r)}$ раза.

ИСПОЛЬЗОВАННЫЕ ИСТОЧНИКИ

1. Иванова И. В. Классификация и синтез полиномиальных кодеков в системах автоматизированной обработки данных // Технология и конструирование в электронной аппаратуре.— 2005.— № 4.— С. 19—23.

2. Иванова И. В. Анализ методов синдромного декодирования кодов Рида–Соломона // Там же.— 2005.— № 5.— С. 7—9.

3. Иохвидов И. С. Ганкелевы и теплицевы матрицы и формы.— М.: Наука, 1974.

4. Воеводин В. В., Тыртышников Е. Е. Вычислительные процессы с теплицевыми матрицами.— М.: Наука, 1987.

5. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки.— М.: Мир, 1986.

6. Берлекэмп Э. Алгебраическая теория кодирования.— М.: Мир, 1971.

7. Бабабнин А. Г., Бессонов М. В., Добрынин В. Ю., Клюев В. В. Анализ определительного метода декодирования кода Рида–Соломона // Электронное моделирование.— 1984.— Т. 6, № 3.— С. 41—45.

8. Ахо А., Хопкрофт Д., Ульман Д. Построение и анализ вычислительных алгоритмов.— М.: Мир, 1979.