

ЛИНЕЙНЫЙ ПРЕОБРАЗОВАТЕЛЬ АНАЛОГ — КОД С НЕЛИНЕЙНЫМИ БЛОКАМИ

Г. М. Бутаев, В. С. Ромашкан

Киев

Наряду с прямым преобразованием аналог — код получили распространение преобразователи с двухступенчатым преобразованием аналог — время — код. Блок-схема такого преобразователя приведена на рис. 1.

В приведенной схеме преобразуемая величина i_x подается в блок *I*, где преобразуется в длительность импульса тока I_0 (напряжения u_0):

$$T = a_1 i_x. \quad (1)$$

Импульсы тока I_0 длительностью $T = a_1 i_x$ далее подаются в блок *II* и преобразуются в кодовые величины

$$K_x = a_2 T. \quad (2)$$

Если преобразование i_x в K_x должно быть линейным, то могут быть два пути решения этой задачи:

- 1) выбор линейных блоков *I* и *II* с $a_1 = \text{const}$ и $a_2 = \text{const}$;
- 2) выбор нелинейных блоков *I* и *II* с нелинейностями, при которых

$$a_1 a_2 = \text{const}.$$

Распространение получил первый путь. При этом блок *I* состоит из стабильного генератора пилообразного тока i_n (напряжения u_n) и органа сравнения.

На входы последнего подаются i_n и i_x , а с выхода органа сравнения снимаются сигналы в течение времени T , пока $i_n < i_x$.

При достижении величиной i_n уровня i_x выдается импульс тока I_0 , прекращается. Импульсы тока I_0 выдаются на вход блока *II* с периодичностью, определяемой частотой генератора пилообразной развертки. Блок *II* состоит из линейного счетчика и генератора импульсов.

При подаче импульса I_0 на входной ключ счетчика в последний начинают проходить импульсы от генератора импульсов. Ключ счетчика открыт током I_0 в течение времени $T_{\text{сек.}}$, так что кодовые числа счетчика

$$K_x = f_0 T = a_2 T.$$

Несмотря на кажущуюся простоту такого преобразователя, блок *I* его получается сложным, так как трудно обеспечить линейность пилообразного тока $i_n(t)$. Пилообразный ток получается из экспоненциального тока цепи первого порядка путем отсечки от нее небольшой части и применения схемы коррекции нелинейности этого участка. Задача коррекции начального участка экспоненты сводится к задаче стабилизации

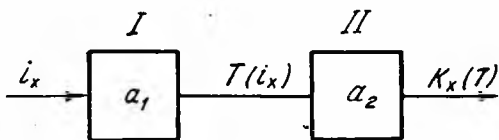


Рис. 1. Схема двухступенчатого преобразователя тока в кодовое число K_x .

его первой производной, так как первая производная пилообразной функции должна быть постоянной.

Здесь анализируется второй путь реализации линейного преобразователя i_x в кодовое число K_x на нелинейных блоках I и II .

В качестве блока I используется простейшая цепь Rc , разрядный ток которой

$$i_n(t) = I_{n0} e^{-\frac{t}{Rc}} \quad (3)$$

подается в орган сравнения одновременно с преобразуемым током i_x . В начале, при $t_n = 0$, $i_n(0) = I_{n0}$ и на выходе органа сравнения есть сигнал тока I_0 , который подается в блок II и держит открытым вход счетчика импульсов до тех пор, пока $i_n(t)$ не понизится до уровня i_x и выходной сигнал блока I не исчезнет. При этом прекращается подача импульсов частоты f_0 в счетчик блока II . Как известно, длительность сигнала на выходе блока I будет изменяться по логарифмическому закону в функции i_x :

$$T = Rc \ln \frac{I_{n0}}{i_x}. \quad (4)$$

Поэтому обычный линейный счетчик не пригоден и должен быть применен экспоненциальный счетчик. Действительно, если считать, что кодовая величина $K(t)$ счетчика блока II убывает с течением времени t от начального значения K_0 по экспоненциальному закону

$$K(t) = K_0 e^{-\frac{t}{\tau}}, \quad (5)$$

то, как видно из (3) и (5),

$$K(t) = \frac{K_0}{I_{n0}} i_n(t), \quad (6)$$

и когда $i_n(t)$ уменьшится до $i_n(t_x) = i_x$,

$$K(t_x) = \frac{K_0}{I_{n0}} i_x = ci_x. \quad (7)$$

Несмотря на предельную простоту блока I такой схемы преобразователя, блок II получается сложным из-за необходимости иметь экспоненциальный датчик кодовых величин $K(t) = K_0 e^{-\frac{t}{\tau}}$.

Схема такого датчика приведена на рис. 2.

В предположении, что пунктирная цепь AA разомкнута, схема реализует преобразование кодовых величин в пропорциональную коду частоту импульсов.

Действительно, пусть емкость накопителя H равна $G_H = 102,3$, а емкость регистра P равна $G_P = 63$. Если в P введено двоичное кодовое число $K_P = 000001$, а на ключи K от генератора импульсов Γ подаются импульсы частоты f_0 , то ключи K будут открываться с периодичностью $\frac{1}{f_0}$ и будут передавать в H код K_P из P . При этом накопитель H будет суммировать коды K_P и после $G'_H = G_H(t)$ переносов K_P переполнится.

Импульс переполнения осуществит «сброс» накопителя H и последний вновь начнет наполняться. Очевидно, при этом H будет выдавать импульсы переполнения с периодичностью $T = 1024 \frac{1}{f_0}$.

Частота этих импульсов

$$f_1 = \frac{1}{T_1} = \frac{f_0}{G'_H}.$$

При $K_D = 2$: $T_2 = 512 \cdot \frac{1}{f_0}$, $f_2 = 2f_0 \cdot \frac{1}{G'_n}$.

Аналогично и для

$$K_D = 3, \quad T_3 = 342 \cdot \frac{1}{f_0}; \quad f_3 = 3 \cdot f_0 \cdot \frac{1}{G'_n + 2}.$$

$$K_D = 4, \quad T_4 = 256 \cdot \frac{1}{f_0}; \quad f_4 = 4 \cdot f_0 \cdot \frac{1}{G'_n}.$$

.....

$$K_D = x, \quad T_x = \frac{G'_n + \alpha}{x \cdot f_0}; \quad f_x = x \cdot \frac{f_0}{G'_n + \alpha}.$$

Здесь величина $\alpha = 0, 1, 2, \dots (x-1)$.

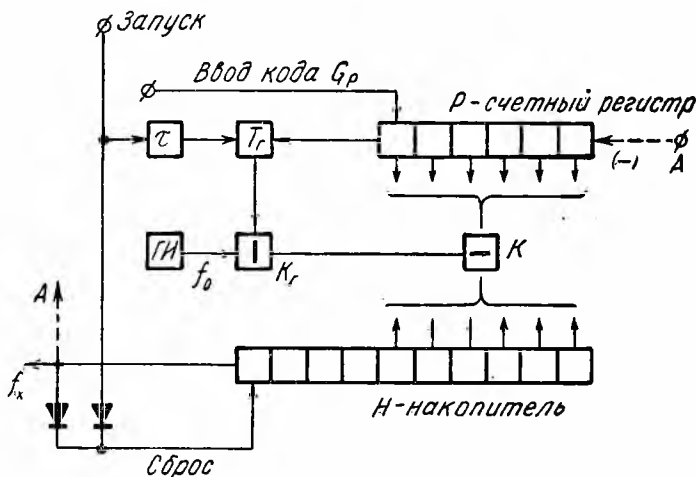


Рис. 2. Схема экспоненциального датчика кодовых величин.

Из выражения для f_x следует

$$f_x = \frac{f_0}{G'_n} (1 - \delta) x = f_{x_n} (1 - \delta), \quad (8)$$

где $f_{x_n} = \frac{f_0}{G'_n} x$ — линейная составляющая,

а $\delta = \frac{\alpha}{G'_n}$ — ошибка линейной части.

Максимальная величина

$$\delta = \delta_{\max} = \frac{G_p - 1}{G'_n} = \frac{2^p - 1}{2^H} \quad (9)$$

и при достаточном превышении H над P величина δ может быть пренебрежимо малой.

В частности, при $H \geq 2P + 1$, $\delta \leq \frac{1}{2(2^p - 1)}$ ошибка δ не превосходит ошибки дискретности задания x . Поэтому далее принимается $\delta = 0$, а $f_x = \frac{f_0}{G'_n} x$.

Если в описанной схеме замкнуть цепь обратной связи $A - A$, то импульсы переполнения H будут поступать на шину вычитания P .

Пусть в P введено кодовое число $K_p = K_0 = G_p$ и ключ K_r открыт. Тогда импульсы частоты f_0 начнут проходить на ключи K и в H будут передаваться кодовые величины $K_p = 6p$ из P , H начнет заполняться.

После первого заполнения код P станет равен $K_p = 6p - 1$ и в H будет передаваться из P кодовая величина $G_p - 1$. После второго переполнения в P будут передаваться кодовые величины $G_p - 2$ и т. д.

Частота импульсов переполнения f_x при этом будет убывать соответственно убыванию кода $K_p(t)$:

$$f_x(t) = \frac{f_0}{G_p} \cdot K_p(t).$$

Значения $K_p(t)$ для дискретных моментов времени, когда выдаются импульсы переполнения, могут быть определены из выражения

$$K_p(t) = G_p = \int_0^t f_x(t) dt = G_p' - \frac{f_0}{G_p'} \int_0^t k(t) dt,$$

или в дифференциальной форме

$$\frac{d}{dt} K_p(t) = -\frac{f_0}{G_p'} \cdot K_p(t). \quad (10)$$

Учитывая начальные условия

$$K_p(t=0) = G_p,$$

из (10) можно определить закон изменения $K_p(t)$:

$$K_p(t) = G_p \cdot l^{-\frac{f_0 t}{G_p'}}. \quad (11)$$

Соответственно и

$$f_x(t) = \frac{f_0}{G_p'} \cdot G_p \cdot l^{-\frac{f_0 t}{G_p'}}. \quad (12)$$

Выбирая константы f_0 и G_p' так, чтобы $\frac{f_0}{G_p'} = \frac{1}{Rc} = \frac{1}{\tau}$, можно получить закон убывания кодовой величины

$$K_p(t) = G_p l^{-\frac{t}{\tau}}, \quad (13)$$

подобный закону убывания тока $i_n(t)$ разрядной цепи Rc блока I . При этом в моменты t' отработки (остановки) схемы $i_n(t') = i_x$ и в регистре P будут устанавливаться коды

$$K_p(t') = \frac{G_p}{I_0} \cdot i_x = C i_x. \quad (14)$$

Высота ступеней $K_p(t)$ равна $\Delta i = \frac{I_0}{G_p} = \text{const}$.

Длительность ступеней растет с уменьшением K_p и может быть определена из выражения

$$\Delta T = -\tau \ln \frac{K_p - 1}{K_p}, \quad (15)$$

или из

$$\Delta T = -\tau \ln(1 - 2\delta_\Delta), \quad (16)$$

где $\delta_\Delta = \frac{I_0}{2G_p i_x} = \frac{\Delta i_0}{2i_x}$ — относительная ошибка квантования уровней $K_p(t)$.

Время отработки преобразователем кодовой величины $K_p(t')$ зависит от величины i_x и определяется так:

$$t' = -\tau \ln \frac{K_p(t')}{G_p} = -\tau \ln \frac{i_x}{I_0}. \quad (17)$$

Во многих случаях преобразуемая величина i_x изменяется, незначительно отклоняясь от $i_{x \text{ ном}}$. Для таких величин с $i_x \simeq i_{x \text{ ном}} = I_0$ и время отработки t' невелико.
