

1. Декодирование НВР сигнала и диагностика битрейта

Для определения значений передаваемых битов, а также диагностики битрейта используется т.н. таймер захвата битов, который измеряет длительности «короткого» и «длинного» периодов – $\text{BIT_TX_PERIOD} / 2$ и BIT_TX_PERIOD на рис. 1 соответственно.

На рисунке изображен период передачи бита со значением «1». Красными чертами на оси t обозначены начало и конец периода передачи, желтой чертой обозначена половина этого периода, синими чертами и зеленой штриховкой обозначены границы допустимой длительности «короткого» и «длинного» периодов.

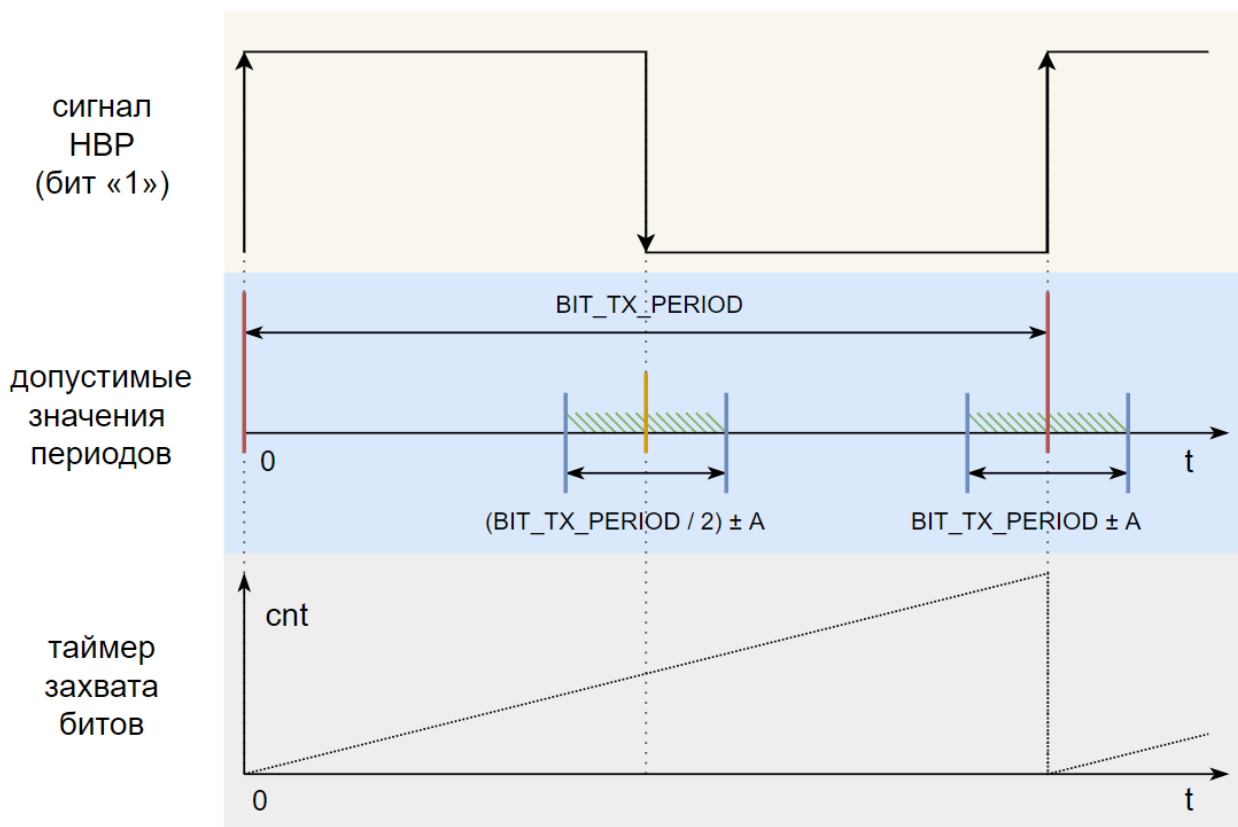


Рис.1 Декодирование НВР сигнала и диагностика битрейта

На каждый фронт сигнала НВР вызывается обработчик прерывания, в котором проверяется, попадает ли текущее значение таймера захвата битов (cnt) в допустимые диапазоны – на рис. 1 $(\text{BIT_TX_PERIOD} / 2) \pm A$ – для «короткого» периода и $\text{BIT_TX_PERIOD} \pm A$ – для «длинного» периода, где A – допустимое значение отклонения от расчетной (эталонной) длительности.

Для хранения принятых бит используется переменная битового потока, над которой производятся две операции: 1) логическое сложение младшего бита с «1» в случае попадания текущего значения таймера захвата битов в диапазон $(\text{BIT_TX_PERIOD} / 2) \pm A$, 2) битовое смещение влево на единицу в случае попадания текущего значения таймера захвата битов в диапазон $\text{BIT_TX_PERIOD} \pm A$.

Значение таймера захвата битов обнуляется программно на границах периодов передачи бит или аппаратно в случае, если его значение превысило верхнюю границу допустимой длительности «длинного» периода (на рис. 1 правая синяя черта диапазона $\text{BIT_TX_PERIOD} \pm A$). В случае аппаратного сброса таймера или попадания значения таймера за пределы допустимых значений «короткого» и «длинного» периодов вызывается обработчик ошибки битрейта.

2. Алгоритм синхронизации с потоком бит

Общая схема алгоритма синхронизации представлена на рисунке ниже.

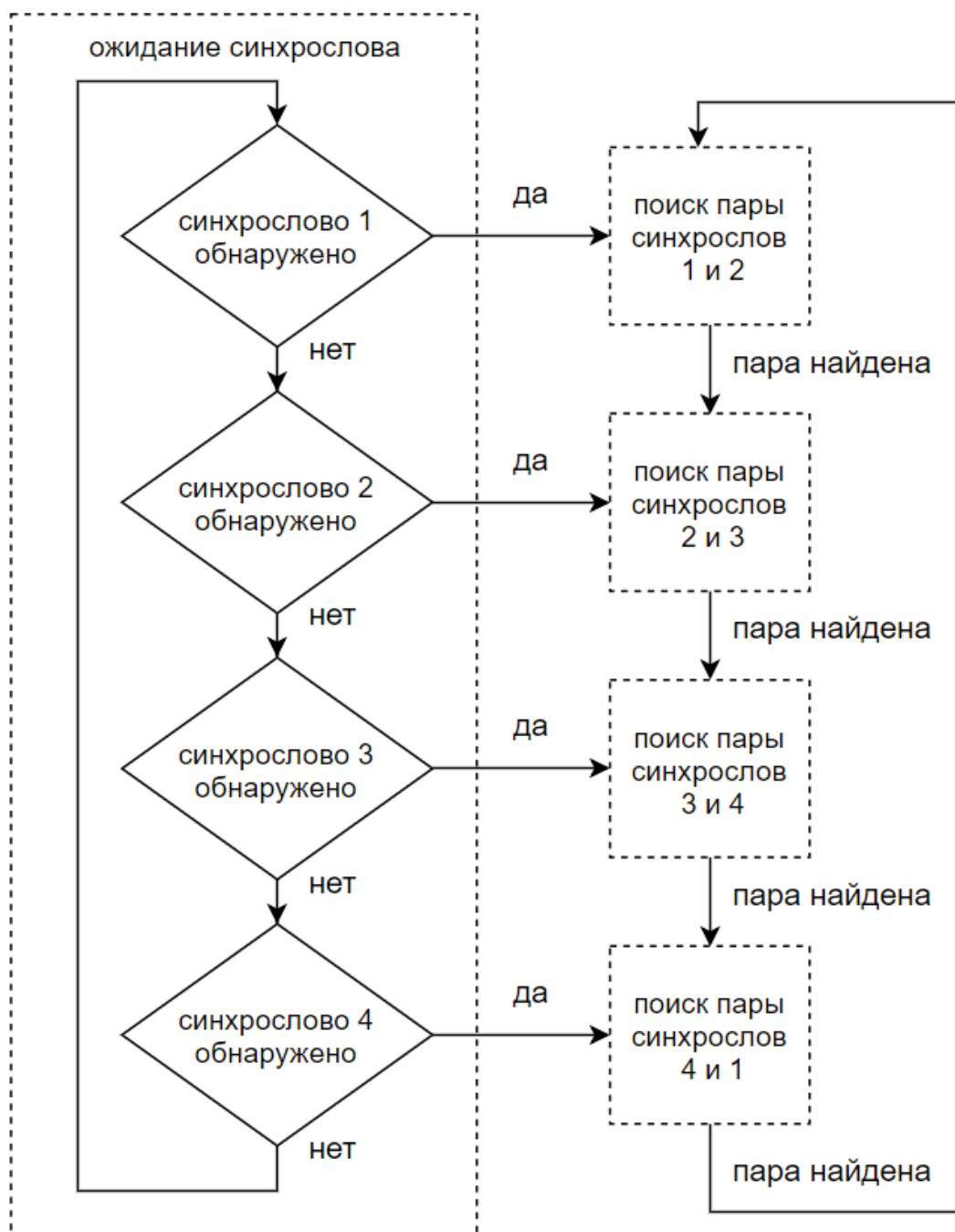


Рис. 2 Блок-схема алгоритма синхронизации

В начальном состоянии конечного автомата синхронизации во входящем потоке бит ожидается какое-либо из синхрослов. В зависимости от принятого синхрослова, автомат переходит в состояние поиска пары смежных синхрослов - только что принятого и следующего за ним. Например, если первым после включения в поток было принято синхрослово 1, то автомат перейдет в состояние поиска пары синхрослов 1 и 2. Далее, если пара смежных синхрослов была найдена, автомат переходит в состояние поиска следующей пары, и таким образом процесс поиска происходит циклически.

Схема процесса поиска смежной пары на примере синхрослов 1 и 2 представлена на рисунке ниже.

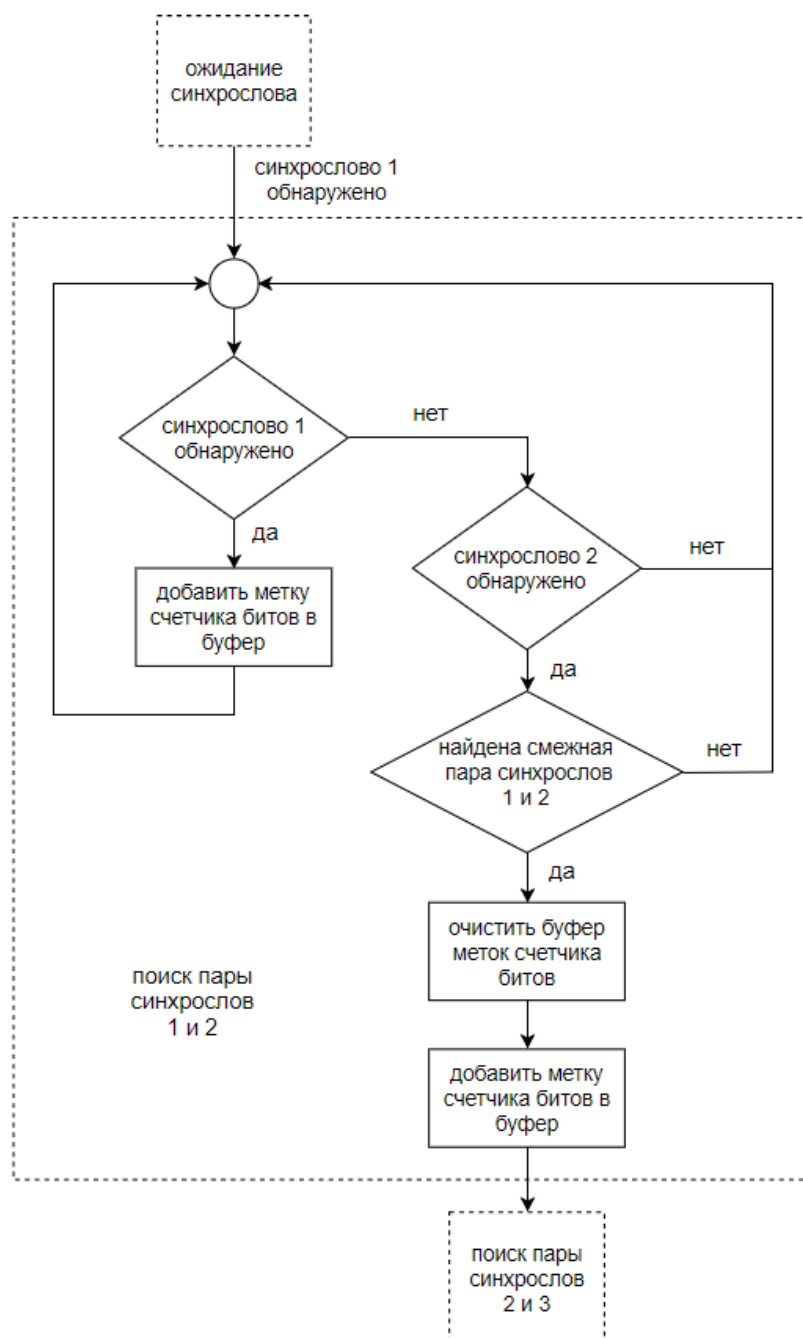


Рис. 3 Блок-схема алгоритма поиска смежной пары синхрослов

Два синхрослова считаются смежными если т.н. битовая дистанция между ними численно равна скорости передачи в bps. Т.е. например скорость передачи = 12288 bps, то каждое следующее синхрослово должно быть принято через каждые 12288 бит.

Обозначим первое слово в синхропаре как «младшее», а второе как «старшее», т.е. например в паре (1, 2) младшее слово - 1, старшее - 2, а в паре (4, 1) младшее слово - 4, старшее - 1.

Таким образом, при нахождении автомата в состоянии поиска синхропары (на примере синхрослов 1 и 2), для каждого принятого младшего синхрослова 1 в буфер добавляется текущее значение счетчика принятых бит. Если было принято старшее синхрослово 2, текущее значение счетчика бит сравнивается со всеми значениями в буфере меток младших синхрослов, и если нашлась пара, разница которых = bps, автомат переходит в состояние поиска следующей синхропары (2, 3), предварительно очистив буфер меток и сделав метку для старшего слова 2, которое в следующем состоянии станет младшим.